

PATENT COOPERATION TREATY

PCT

NOTIFICATION OF ELECTION

(PCT Rule 61.2)

From the INTERNATIONAL BUREAU

To:

Assistant Commissioner for Patents
United States Patent and Trademark
Office
Box PCT
Washington, D.C.20231
ETATS-UNIS D'AMERIQUE

in its capacity as elected Office

Date of mailing: 08 June 2000 (08.06.00)	
International application No.: PCT/DE99/03824	Applicant's or agent's file reference: GR 98P5854P
International filing date: 01 December 1999 (01.12.99)	Priority date: 01 December 1998 (01.12.98)
Applicant: STURM, Thomas	

1. The designated Office is hereby notified of its election made:

☒ in the demand filed with the International preliminary Examining Authority on:
12 April 2000 (12.04.00)

☐ in a notice effecting later election filed with the International Bureau on:

2. The election ☒ was

☐ was not

made before the expiration of 19 months from the priority date or, where Rule 32 applies, within the time limit under Rule 32.2(b).

The International Bureau of WIPO 34, chemin des Colombettes 1211 Geneva 20, Switzerland Facsimile No.: (41-22) 740.14.35	Authorized officer: J. Zahra Telephone No.: (41-22) 338.83.38
---	---

Translation
09/ 856936

PATENT COOPERATION TREATY

PCT

INTERNATIONAL PRELIMINARY EXAMINATION REPORT

(PCT Article 36 and Rule 70)

RECEIVED
NOV 14 2001

2800 MAIL ROOM

Applicant's or agent's file reference GR 98P5854P	FOR FURTHER ACTION See Notification of Transmittal of International Preliminary Examination Report (Form PCT/IPEA/416)	
International application No. PCT/DE99/03824	International filing date (day/month/year) 01 December 1999 (01.12.99)	Priority date (day/month/year) 01 December 1998 (01.12.98)
International Patent Classification (IPC) or national classification and IPC H03M 13/23		
Applicant SIEMENS AKTIENGESELLSCHAFT		

1. This international preliminary examination report has been prepared by this International Preliminary Examining Authority and is transmitted to the applicant according to Article 36.

2. This REPORT consists of a total of 5 sheets, including this cover sheet.

☒ This report is also accompanied by ANNEXES, i.e., sheets of the description, claims and/or drawings which have been amended and are the basis for this report and/or sheets containing rectifications made before this Authority (see Rule 70.16 and Section 607 of the Administrative Instructions under the PCT).

These annexes consist of a total of 7 sheets.

3. This report contains indications relating to the following items:

- I ☒ Basis of the report
- II ☐ Priority
- III ☐ Non-establishment of opinion with regard to novelty, inventive step and industrial applicability
- IV ☐ Lack of unity of invention
- V ☒ Reasoned statement under Article 35(2) with regard to novelty, inventive step or industrial applicability; citations and explanations supporting such statement
- VI ☐ Certain documents cited
- VII ☒ Certain defects in the international application
- VIII ☒ Certain observations on the international application

RECEIVED
DEC 26 2001
Technology Center 2600

Date of submission of the demand 12 April 2000 (12.04.00)	Date of completion of this report 02 March 2001 (02.03.2001)
Name and mailing address of the IPEA/EP	Authorized officer
Facsimile No.	Telephone No.

INTERNATIONAL PRELIMINARY EXAMINATION REPORT

International application No.

PCT/DE99/03824

I. Basis of the report

1. With regard to the elements of the international application:*

- ☐ the international application as originally filed
- ☒ the description: _____, as originally filed
 pages _____ 1-18, 20, 22-24
 _____, filed with the demand
 pages _____ 19, 21
 _____, filed with the letter of _____ 02 November 2000 (02.11.2000)
- ☒ the claims: _____, as originally filed
 pages _____, as amended (together with any statement under Article 19
 _____, filed with the demand
 pages _____ 1-6
 _____, filed with the letter of _____ 02 November 2000 (02.11.2000)
- ☒ the drawings: _____, as originally filed
 pages _____ 3/4, 4/4
 _____, filed with the demand
 pages _____ 1/4, 2/4
 _____, filed with the letter of _____ 02 November 2000 (02.11.2000)
- ☐ the sequence listing part of the description: _____, as originally filed
 _____, filed with the demand
 _____, filed with the letter of _____

2. With regard to the language, all the elements marked above were available or furnished to this Authority in the language in which the international application was filed, unless otherwise indicated under this item.
 These elements were available or furnished to this Authority in the following language _____ which is:
- ☐ the language of a translation furnished for the purposes of international search (under Rule 23.1(b)).
- ☐ the language of publication of the international application (under Rule 48.3(b)).
- ☐ the language of the translation furnished for the purposes of international preliminary examination (under Rule 55.2 and/or 55.3).

3. With regard to any nucleotide and/or amino acid sequence disclosed in the international application, the international preliminary examination was carried out on the basis of the sequence listing:

- ☐ contained in the international application in written form.
- ☐ filed together with the international application in computer readable form.
- ☐ furnished subsequently to this Authority in written form.
- ☐ furnished subsequently to this Authority in computer readable form.
- ☐ The statement that the subsequently furnished written sequence listing does not go beyond the disclosure in the international application as filed has been furnished.
- ☐ The statement that the information recorded in computer readable form is identical to the written sequence listing has been furnished.

4. ☐ The amendments have resulted in the cancellation of:

- ☐ the description, pages _____
- ☐ the claims, Nos. _____
- ☐ the drawings, sheets/fig _____

5. ☐ This report has been established as if (some of) the amendments had not been made, since they have been considered to go beyond the disclosure as filed, as indicated in the Supplemental Box (Rule 70.2(c)).**

* Replacement sheets which have been furnished to the receiving Office in response to an invitation under Article 14 are referred to in this report as "originally filed" and are not annexed to this report since they do not contain amendments (Rule 70.16 and 70.17).

** Any replacement sheet containing such amendments must be referred to under item 1 and annexed to this report.

INTERNATIONAL PRELIMINARY EXAMINATION REPORT

International application No.

PCT/DE 99/03824

V. Reasoned statement under Article 35(2) with regard to novelty, inventive step or industrial applicability; citations and explanations supporting such statement

1. Statement

Novelty (N)	Claims	1-6	YES
	Claims		NO
Inventive step (IS)	Claims	1-6	YES
	Claims		NO
Industrial applicability (IA)	Claims	1-6	YES
	Claims		NO

2. Citations and explanations

Of the international search report citations, the following documents have been taken into consideration in this examination report:

D1: EP-A-0 391 354 (Hagenauer, Höher)

D2: "High-Speed VLSI Architectures for Soft-Output Viterbi Decoding", Joeressen et al., Journal of VLSI Signal Processing, 08.10.1994, Dordrecht (NL), (XP483302).

The application meets the requirements of PCT Article 33(2) and (3) since the subject matter of the independent claims is neither known from nor suggested by the available prior art.

In particular, documents D1 and D2 relate to the SOVA (soft-output viterbi algorithm) decoding process and the invention relates to a new MAP (maximum A posteriori) decoding process (see the formula for $L(U_i|y)$ in Claim 1), the SOVA process representing an approximation.

VII. Certain defects in the international application

The following defects in the form or contents of the international application have been noted:

1. Pursuant to the requirements of PCT Rule 6.3(b), each independent claim should be drafted in the two-part form; i.e. those features which are known from the closest prior art should be set out in the preamble and those features for which, moreover, protection is sought should be specified in the characterising part. Any desired document concerning the known MAP decoding process for convolution codes is currently considered to be the closest prior art.
2. The closest prior art known to the applicant should be acknowledged in the introductory part of the description (PCT Rule 5.1(a)(ii)).

VIII. Certain observations on the international application

The following observations on the clarity of the claims, description, and drawings or on the question whether the claims are fully supported by the description, are made:

1. The application does not meet the requirements of PCT Article 6 since Claim 1 is not clear.

Section (c) of Claim 1 uses the expression "the assignment of individual locations of the code word" without specifying the manner in which the individual locations of the code word are assigned.

2. Sections (d) to (g) of Claim 1 use formulae without defining the symbols used therein mathematically. Furthermore, Claim 1 does not suggest the general function or meaning of those symbols. Consequently, these formulae are entirely meaningless. In particular, section (d) of Claim 1 is lacking a definition for the indices q and s , the quantity S and the variable C_j ; in section (e) a definition is lacking for W and V as is one for T and V in sections (f) and (g).

3. Moreover, independent device Claim 6 is not clear since it is defined with reference to the preceding process claims and does not contain the features necessary for the definition of the invention.

4. For the sake of completeness, the applicant should also note that Claim 5 is not clear since the process of this claim is defined as part of an additional process. Claim 5 could be clarified, for example, by using the following wording:
"Process for decoding a concatenated code in which soft-output values are established according to the

INTERNATIONAL PRELIMINARY EXAMINATION REPORT

International application No.

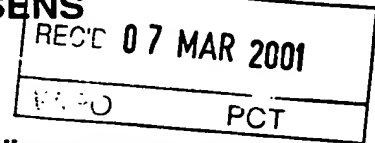
PCT/DE 99/03824

VIII. Certain observations on the international application

process of one of the preceding claims and..."

VERTRAG ÜBER DIE INTERNATIONALE ZUSAMMENARBEIT AUF DEM GEBIET DES PATENTWESENS

PCT



INTERNATIONALER VORLÄUFIGER PRÜFUNGSBERICHT

(Artikel 36 und Regel 70 PCT)

Aktenzeichen des Anmelders oder Anwalts GR 98P5854P	WEITERES VORGEHEN siehe Mitteilung über die Übersendung des internationalen vorläufigen Prüfungsberichts (Formblatt PCT/IPEA/416)	
Internationales Aktenzeichen PCT/DE99/03824	Internationales Anmeldedatum (Tag/Monat/Jahr) 01/12/1999	Prioritätsdatum (Tag/Monat/Tag) 01/12/1998
Internationale Patentklassifikation (IPK) oder nationale Klassifikation und IPK H03M13/23		
Anmelder SIEMENS AKTIENGESELLSCHAFT et al.		



- Dieser internationale vorläufige Prüfungsbericht wurde von der mit der internationalen vorläufigen Prüfung beauftragten Behörde erstellt und wird dem Anmelder gemäß Artikel 36 übermittelt.
- Dieser BERICHT umfaßt insgesamt 5 Blätter einschließlich dieses Deckblatts.

☒ Außerdem liegen dem Bericht ANLAGEN bei; dabei handelt es sich um Blätter mit Beschreibungen, Ansprüchen und/oder Zeichnungen, die geändert wurden und diesem Bericht zugrunde liegen, und/oder Blätter mit vor dieser Behörde vorgenommenen Berichtigungen (siehe Regel 70.16 und Abschnitt 607 der Verwaltungsrichtlinien zum PCT).

 Diese Anlagen umfassen insgesamt 7 Blätter.

- Dieser Bericht enthält Angaben zu folgenden Punkten:

- I ☒ Grundlage des Berichts
- II ☐ Priorität
- III ☐ Keine Erstellung eines Gutachtens über Neuheit, erfinderische Tätigkeit und gewerbliche Anwendbarkeit
- IV ☐ Mangelnde Einheitlichkeit der Erfindung
- V ☒ Begründete Feststellung nach Artikel 35(2) hinsichtlich der Neuheit, der erfinderischen Tätigkeit und der gewerblichen Anwendbarkeit; Unterlagen und Erklärungen zur Stützung dieser Feststellung
- VI ☐ Bestimmte angeführte Unterlagen
- VII ☒ Bestimmte Mängel der internationalen Anmeldung
- VIII ☒ Bestimmte Bemerkungen zur internationalen Anmeldung

Datum der Einreichung des Antrags 12/04/2000	Datum der Fertigstellung dieses Berichts 02.03.2001
Name und Postanschrift der mit der internationalen vorläufigen Prüfung beauftragten Behörde:  Europäisches Patentamt D-80298 München Tel. +49 89 2399 - 0 Tx: 523656 epmu d Fax: +49 89 2399 - 4465	Bevollmächtigter Bediensteter Farman, T Tel. Nr. +49 89 2399 2246 

I. Grundlage des Berichts

1. Dieser Bericht wurde erstellt auf der Grundlage (*Ersatzblätter, die dem Anmeldeamt auf eine Aufforderung nach Artikel 14 hin vorgelegt wurden, gelten im Rahmen dieses Berichts als "ursprünglich eingereicht" und sind ihm nicht beigelegt, weil sie keine Änderungen enthalten.*):

Beschreibung, Seiten:

1-18,20,22-24	ursprüngliche Fassung			
19,21	eingegangen am	03/11/2000	mit Schreiben vom	02/11/2000

Patentansprüche, Nr.:

1-6	eingegangen am	03/11/2000	mit Schreiben vom	02/11/2000
-----	----------------	------------	-------------------	------------

Zeichnungen, Blätter:

3/4,4/4	ursprüngliche Fassung			
1/4,2/4	eingegangen am	03/11/2000	mit Schreiben vom	02/11/2000

2. Hinsichtlich der **Sprache**: Alle vorstehend genannten Bestandteile standen der Behörde in der Sprache, in der die internationale Anmeldung eingereicht worden ist, zur Verfügung oder wurden in dieser eingereicht, sofern unter diesem Punkt nichts anderes angegeben ist.

Die Bestandteile standen der Behörde in der Sprache: zur Verfügung bzw. wurden in dieser Sprache eingereicht; dabei handelt es sich um

- ☐ die Sprache der Übersetzung, die für die Zwecke der internationalen Recherche eingereicht worden ist (nach Regel 23.1(b)).
- ☐ die Veröffentlichungssprache der internationalen Anmeldung (nach Regel 48.3(b)).
- ☐ die Sprache der Übersetzung, die für die Zwecke der internationalen vorläufigen Prüfung eingereicht worden ist (nach Regel 55.2 und/oder 55.3).

3. Hinsichtlich der in der internationalen Anmeldung offenbarten **Nucleotid- und/oder Aminosäuresequenz** ist die internationale vorläufige Prüfung auf der Grundlage des Sequenzprotokolls durchgeführt worden, das:

- ☐ in der internationalen Anmeldung in schriftlicher Form enthalten ist.
- ☐ zusammen mit der internationalen Anmeldung in computerlesbarer Form eingereicht worden ist.
- ☐ bei der Behörde nachträglich in schriftlicher Form eingereicht worden ist.
- ☐ bei der Behörde nachträglich in computerlesbarer Form eingereicht worden ist.
- ☐ Die Erklärung, daß das nachträglich eingereichte schriftliche Sequenzprotokoll nicht über den Offenbarungsgehalt der internationalen Anmeldung im Anmeldezeitpunkt hinausgeht, wurde vorgelegt.

INTERNATIONALER VORLÄUFIGER PRÜFUNGSBERICHT

Internationales Aktenzeichen PCT/DE99/03824

- ☐ Die Erklärung, daß die in computerlesbarer Form erfassten Informationen dem schriftlichen Sequenzprotokoll entsprechen, wurde vorgelegt.

4. Aufgrund der Änderungen sind folgende Unterlagen fortgefallen:

- ☐ Beschreibung, Seiten:
☐ Ansprüche, Nr.:
☐ Zeichnungen, Blatt:

5. ☐ Dieser Bericht ist ohne Berücksichtigung (von einigen) der Änderungen erstellt worden, da diese aus den angegebenen Gründen nach Auffassung der Behörde über den Offenbarungsgehalt in der ursprünglich eingereichten Fassung hinausgehen (Regel 70.2(c)).

(Auf Ersatzblätter, die solche Änderungen enthalten, ist unter Punkt 1 hinzuweisen; sie sind diesem Bericht beizufügen).

6. Etwaige zusätzliche Bemerkungen:

V. Begründete Feststellung nach Artikel 35(2) hinsichtlich der Neuheit, der erfinderischen Tätigkeit und der gewerblichen Anwendbarkeit; Unterlagen und Erklärungen zur Stützung dieser Feststellung

1. Feststellung

Neuheit (N)	Ja: Ansprüche	1-6
	Nein: Ansprüche	
Erfinderische Tätigkeit (ET)	Ja: Ansprüche	1-6
	Nein: Ansprüche	
Gewerbliche Anwendbarkeit (GA)	Ja: Ansprüche	1-6
	Nein: Ansprüche	

2. Unterlagen und Erklärungen siehe Beiblatt

VII. Bestimmte Mängel der internationalen Anmeldung

Es wurde festgestellt, daß die internationale Anmeldung nach Form oder Inhalt folgende Mängel aufweist:
siehe Beiblatt

VIII. Bestimmte Bemerkungen zur internationalen Anmeldung

Zur Klarheit der Patentansprüche, der Beschreibung und der Zeichnungen oder zu der Frage, ob die Ansprüche in vollem Umfang durch die Beschreibung gestützt werden, ist folgendes zu bemerken:
siehe Beiblatt

Von den im Internationalen Recherchenbericht genannten Dokumenten werden in diesem Prüfungsbericht folgende Druckschriften herangezogen.

D1: EP 0 391 354 (Hagenauer, Höher)

D2: "High-Speed VLSI Architectures for Soft-Output Viterbi Decoding",
Joeressen et al., Journal of VLSI Signal Processing, 08.10.1994, Dordrecht
(NL), (XP483302).

Betr. Sektion V

Die Anmeldung erfüllt die Anforderungen nach Artikel 33 (2) und (3) PCT, weil der Gegenstand der unabhängigen Ansprüche von dem verfügbaren Stand der Technik weder bekannt noch nahegelegt wird.

Insbesondere betreffen die Dokumente D1 und D2 das SOVA (Soft Output Viterbi Algorithm) Dekodierverfahren und die Erfindung ein neues MAP (Maximum A Posteriori) Dekodierungsverfahren (vgl. Formel für $L(U_i|y)$ in Anspruch 1), von dem das SOVA Verfahren eine Approximation darstellt.

Betr. Sektion VIII

1. Die Anmeldung erfüllt nicht die Erfordernisse nach Artikel 6 PCT, weil der Anspruch 1 nicht klar ist.

In Sektion (c) von Anspruch 1 wird der Ausdruck "die Zuordnung der einzelnen Stellen des Codewortes" verwendet, ohne zu spezifizieren, womit die einzelnen Stellen des Codewortes zugeordnet werden.

2. In Sektionen (d) bis (g) von Anspruch 1 werden Formeln verwendet, ohne die darin benutzten Symbole mathematisch zu definieren. Darüber hinaus enthält der Anspruch 1 keinen Hinweis auf die allgemeine Funktion oder Bedeutung dieser Symbole. Somit sind diese Formeln völlig bedeutungslos. Im einzelnen fehlt in Sektion (d) von Anspruch 1 eine Definition für die Indizes q und s , die Menge S , und die Größe C_j ; in Sektion (e) für W und V und in Sektionen (f) und (g) für T und V .

3. Darüber hinaus ist der unabhängige Vorrichtungsanspruch 6 nicht klar, weil er mit Bezug auf die vorhergehenden Verfahrensansprüche definiert ist und nicht die für die Definitionen der Erfindung notwendigen Merkmale enthält.
4. Der Vollständigkeit halber wird noch darauf hingewiesen, daß der Anspruch 5 nicht klar ist, weil das Verfahren dieses Anspruchs als Teil eines weiteren Verfahrens definiert ist. Der Anspruch 5 könnte z.B. durch den folgenden Wortlaut klargestellt werden:
"Verfahren zur Dekodierung eines verketteten Codes, wobei Soft-Output-Werte nach dem Verfahren einer der vorhergehenden Ansprüche ermittelt werden und..."

Betr. Sektion VII

1. Um die Erfordernisse nach Regel 6.3 (b) PCT zu erfüllen, wäre jeder unabhängige Anspruch in zweiteiliger Form abzufassen, d.h. es wären diejenigen Merkmale, die aus dem nächstliegenden Stand der Technik bekannt sind, in den Oberbegriff aufzunehmen und diejenigen Merkmale, für die darüber hinaus Schutz begehrt wird, in den kennzeichnenden Teil aufzunehmen. Als nächstliegender Stand der Technik wird gegenwärtlich ein beliebiges Dokument über das bekannte MAP Dekodierungsverfahren für Faltungscodes.
2. In der Beschreibungseinleitung wäre der der Anmelderin bekannten nächstliegenden Stand der Technik zu würdigen (Regel 5.1 (a) (ii) PCT).

darstellen

$$\begin{aligned}
 \tilde{A}_Q(W(s_0, V_{Q+1})) &= \sum_{s \in W(s_0, V_{Q+1})} A_Q(s) \\
 &= \sum_{s \in S} A_Q(s) \sum_{t \in T(s, \{v_0\})} B_0(t) \\
 &= \sum_{s \in S} A_Q(s) \sum_{t \in T(s, V_{Q+1})} B_0(t) \\
 &= \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j)} B_{Q-j+1}(t). \quad (72)
 \end{aligned}$$

Bemerkung: Bei der Auswertung von (72) geht V_j nicht in die Berechnung der benötigten A_m bzw. B_m ein.

Berechnung von A_α^i

Mit den Vorarbeiten aus den vorangegangenen Abschnitten läßt sich A_α^i nun auf einfache Weise berechnen.

Hierzu werden definiert:

$$V_j := V, \quad \text{für } j \in \{1, \dots, a\}, \quad (73)$$

$$V_j := \{v_0\}, \quad \text{für } j \in \{a+1, \dots, Q+1\}, \quad (74)$$

d.h. alle zulässigen Codeworte sind über die Zustände s_j^u mit

$$u \in U_Q = V_1 \times \dots \times V_Q$$

definiert.

Die bei der Berechnung der A_α^i verwendeten Codeworte sind durch $u_i = \alpha$ eingeschränkt. Zu einer beliebigen aber festen Wahl von $i \in \{1, \dots, K\}$ gibt es genau ein $j \in \{1, \dots, a\}$ und genau ein $\hat{i} \in \{1, \dots, b\}$ mit

$$i = (j-1) \cdot b + \hat{i}. \quad (75)$$

Ferner werden für eine beliebige aber feste Wahl von $\alpha \in \{\pm 1\}$ definiert:

$$V_j^i(\alpha) := \{v \in V; x_i = \alpha\} \quad (76)$$

$$U_Q^i(\alpha) := V_1 \times \dots \times V_{j-1} \times V_j^i(\alpha) \times V_{j+1} \times \dots \times V_Q \subset U_Q, \quad (77)$$

Zusammenfassung der Vorgehensweise:

- Definiere

$$\begin{aligned} V_j &:= V, & \text{für } j \in \{1, \dots, a\}, \\ V_j &:= \{v_0\}, & \text{für } j \in \{a+1, \dots, Q+1\}, \\ V_j^i(\alpha) &:= \{v \in V; v_i = \alpha\}, & \text{für } i = (j-1) \cdot b + \hat{i}, \\ & & \hat{i} \in \{1, \dots, b\}, \\ & & j \in \{1, \dots, a\}, \alpha \in \{\pm 1\}. \end{aligned}$$

- Zu einer beliebigen aber festen Wahl von $y \in \mathbb{R}^N$ definiere für $q \in \{1, \dots, Q\}$

$$\begin{aligned} \mu_q : S &\rightarrow \mathbb{R}, \\ s &\mapsto \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \sum_{j=1}^n (y_{n(q-1)+j} - C_j(s))^2 \right) = \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \Delta F_q(s) \right). \end{aligned}$$

- Man berechne

$$\begin{aligned} A_m(s), & \quad \text{für } s \in S, m \in \{1, \dots, a-1\}, \\ B_m(s), & \quad \text{für } s \in S, m \in \{1, \dots, Q\}, \end{aligned}$$

nach den oben angegebenen Rekursionsformeln (57) und (70) und Startwerten $A_0(s)$, $B_0(s)$ mit (56) und (71).

- Man berechne alle A_α^i , $i \in \{1, \dots, K\}$, $\alpha \in \{\pm 1\}$ über

$$A_\alpha^i(y) = \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j^i(\alpha))} B_{Q-j+1}(t). \quad (83)$$

und bestimme die Soft-Outputs

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{A_{+1}^i(y)}{A_{-1}^i(y)} \right), \quad i = 1, \dots, K.$$

Zusammen mit der Rekursionsformel aus dem vorangegangenen Abschnitt können alle $A_\alpha^i(y)$ jetzt gemeinsam mit $O(2^L \cdot Q)$ bzw. $O(K)$ Operationen statt $O(K2^K)$ Operationen berechnet werden.

Erinnerung: $L = k \cdot b$, $Q = a + k - 1$, $K = a \cdot b$, wobei a die Anzahl der Nachrichtenbits ist.

Die numerische Komplexität zur Berechnung der Soft-Outputs ist also von exponentieller Ordnung auf lineare Ordnung verringert worden, wobei a , die Anzahl der Nachrichtenbits, die entscheidende Größe ist.

GEHEIMNIS

Patentansprüche

1. Verfahren zur Decodierung eines vorgegebenen Codeworts,

- (a) bei dem das Codewort mehrere Stellen mit unterschiedlichen Werten umfaßt;
- (b) bei dem jede Stelle des Codeworts einem Soft-Output-Wert zugeordnet wird, wobei die Berechnungsvorschrift für den Soft-Output-Wert für jede Stelle des Codeworts bestimmt ist durch

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{\sum_{c \in \Gamma^i(+1)} \exp \left(-\frac{(y-c)^T (y-c)}{2\sigma^2} \right)}{\sum_{c \in \Gamma^i(-1)} \exp \left(-\frac{(y-c)^T (y-c)}{2\sigma^2} \right)} \right), \quad \text{für } i = 1, \dots, K,$$

wobei

$L(U_i|y)$ ein Sicherheitsmaß (Soft-Output) für die i-te Stelle des zu bestimmenden Codeworts;

y ein zu decodierendes Demodulationsergebnis;

c ein Codewort;

$\Gamma^i(\pm 1)$ sämtliche Codewörter für $u_i = \pm 1$;

σ^2 eine Varianz (Kanalstörung)

bezeichnen;

- (c) bei dem durch die Zuordnung der einzelnen Stellen des Codeworts die Decodierung desselben bestimmt wird, indem eine Eigenschaft eines Faltungscodes ausgenutzt wird, aus der hervorgeht, daß entsprechend einer Schieberegisteroperation Zustände bestimmt werden, aus denen eine Trellis-Darstellung hervorgeht;
- (d) bei dem für eine beliebige Wahl von $y \in \mathbb{R}^N$ Gewichte $\mu_q(s)$ für die Knoten (s, q) der Trellis-Darstellung berechnet werden durch Auswertung von

$$\mu_q : S \rightarrow \mathbb{R},$$

$$s \mapsto \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \sum_{j=1}^n (y_{n(q-1)+j} - C_j(s))^2 \right)$$

für $q \in \{1, \dots, Q\}$.

- (e) bei dem Abbildungen A_m anhand der Trellis-Darstellung bestimmt werden, wobei die Trellis-Darstellung in der natürlichen Richtung durchlaufen wird, wobei der Term A_m bestimmt ist durch

$$A_m(s) = \mu_m(s) \sum_{t \in W(s, V_m)} A_{m-1}(t), \quad \text{für } m \in \mathbb{N}$$

und einen Startwert

$$A_0(s) = \begin{cases} 1 & : \text{für } s = s_0, \\ 0 & : \text{sonst;} \end{cases}$$

- (f) bei dem Abbildungen B_m anhand der Trellis-Darstellung bestimmt werden, wobei die Trellis-Darstellung entgegen der vorgegebenen Richtung durchlaufen wird, wobei der Term B_m bestimmt ist durch

$$B_m(s) = \mu_{Q-m+1}(s) \sum_{t \in T(s, V_{Q-m+2})} B_{m-1}(t), \quad \text{für } 1 \leq m \leq Q,$$

wobei zur Terminierung der Rekursion

$$B_0(s) = \begin{cases} 1 & : \text{für } s = s_0, \\ 0 & : \text{sonst} \end{cases}$$

bestimmt wird;

- (g) bei dem Terme A_α^i ermittelt werden, indem die Trellis-Darstellung erneut durchlaufen wird, wobei die bereits ermittelten Terme A_m und B_m berücksichtigt werden, gemäß der Beziehung

$$A_\alpha^i(y) = \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j^*(\alpha))} B_{Q-j+1}(t),$$

wobei $j = \lfloor \frac{i-1}{b} \rfloor + 1$;

- (h) bei dem die K Stellen des Codeworts bestimmt werden gemäß

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{A_{+1}^i(y)}{A_{-1}^i(y)} \right), \quad i = 1, \dots, K.$$

2. Verfahren nach einem der vorhergehenden Ansprüche,

- (a) bei dem der Faltungscode binäre Zustandsübergänge besitzt;
 (b) bei dem die Abbildungen A_m rekursiv bestimmt sind durch

$$A_m(s) = \mu_m(s) \left(A_{m-1}(\hat{T}(+1, s)) + A_{m-1}(\hat{T}(-1, s)) \right), \quad \text{für } m \in \mathbb{N};$$

- (c) bei dem die Abbildungen B_m rekursiv bestimmt sind durch

$$B_m(s) = \mu_{Q-m+1}(s) (B_{m-1}(T(s, +1)) + B_{m-1}(T(s, -1))),$$

für $1 \leq m \leq Q$;

(d) bei dem die Terme A_{α}^i , $i \in \{1, \dots, K\}$, $\alpha \in \{\pm 1\}$ ermittelt werden gemäß

$$A_{\alpha}^i(y) = \sum_{s \in S} A_{i-1}(s) B_{Q-i+1}(T(s, \alpha)).$$

3. Verfahren nach einem der vorhergehenden Ansprüche, zum Einsatz in einem Mobilfunknetz.
4. Verfahren nach Anspruch 3, bei dem das Mobilfunknetz ein GSM-Netz ist.
5. Verfahren nach einem der vorhergehenden Ansprüche, bei dem das Verfahren Teil der Decodierung eines verketteten Codes ist, wobei die berechneten Soft-Output-Werte als Eingangsdaten eines weiteren Decodierers verwendet werden.
6. Anordnung zur Decodierung eines vorgegebenen Codeworts, bei der eine Prozessoreinheit vorgesehen ist, die derart eingerichtet ist, daß damit ein Verfahren nach einem der vorhergehenden Ansprüche durchführbar ist.

1/4

FIG 1

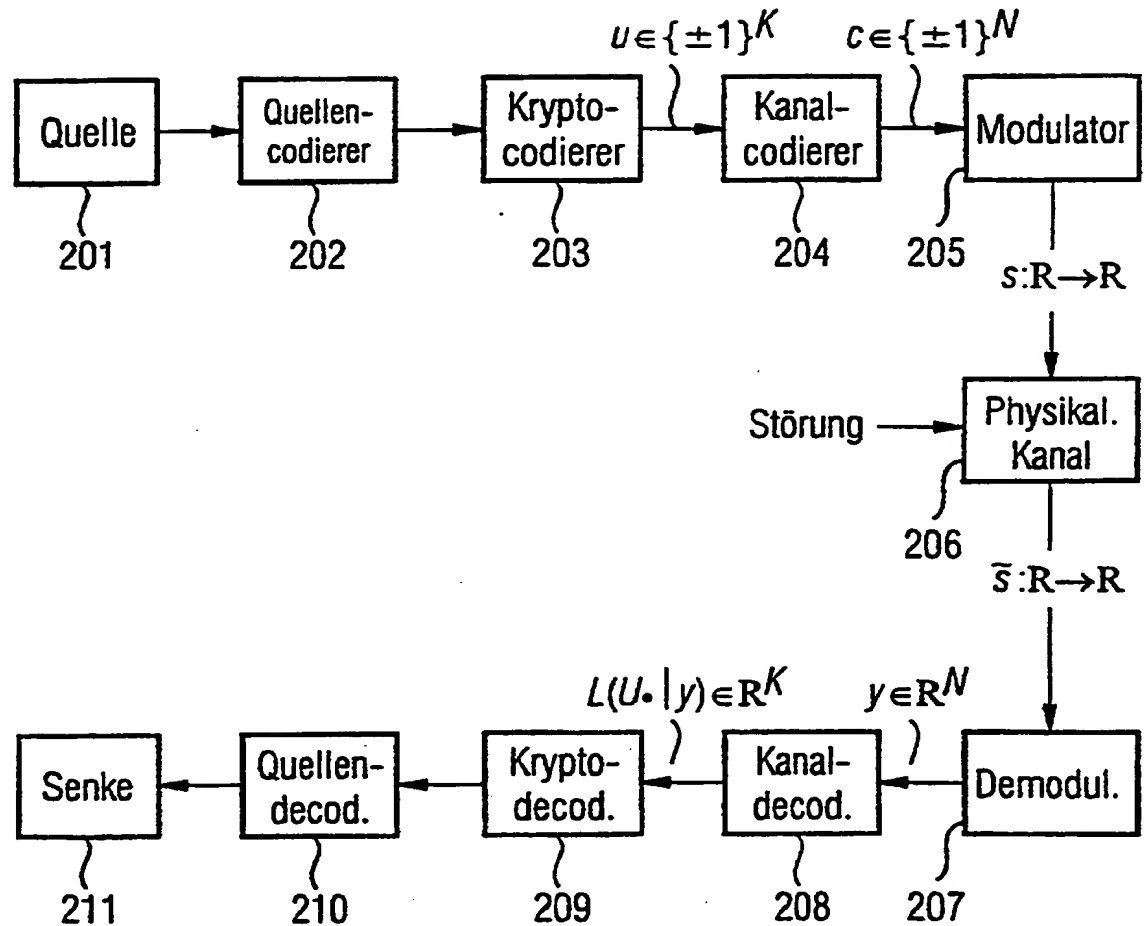


FIG 2

$$\begin{aligned}
 &\text{für } q=1, \dots, Q: \\
 &\quad \text{für } s \in S: \\
 &\quad \quad \mu(s, q) := \exp \left(\frac{-1}{2\sigma^2} \Delta F_q(s) \right);
 \end{aligned}$$

2/4

FIG 3

<u>für $s \in S$:</u>	<i>Vorbelegung</i>
$A(s,0) := 0; B(s,0) := 0;$	
$A(s_0,0) := 1; B(s_0,0) := 1;$	<i>Startzustand</i>
<u>für $q = 1, \dots, k$:</u>	<i>Terminierung</i>
<u>für $s \in S$:</u>	<i>Betrachtung aller Zustände</i>
$s^+ := T(s, v_0);$	<i>Nachfolgerzustand</i>
$B(s,q) := \mu(s, Q-(q-1))B(s^+, q-1);$	<i>Berechnung von B</i>
<u>für $q = 1, \dots, a-1$:</u>	<i>Fortschreiten im Trellis-Diagramm</i>
<u>für $s \in S$:</u>	<i>Betrachtung aller Zustände</i>
$A(s,q) := A(\hat{T}(v_0, s), q-1);$	<i>Vorbelegung von A</i>
$B(s, k+q) := B(T(s, v_0), k-1+q);$	<i>Vorbelegung von B</i>
<u>für $v \in V \setminus \{v_0\}$</u>	<i>Betrachtung aller Übergänge</i>
$A(s,q) := A(s,q) + A(\hat{T}(v, s), q-1);$	<i>Berechnung von A</i>
$B(s, k+q) := B(s, k+q) + B(T(s, v_0), k-1+q);$	<i>Berechnung von B</i>
$A(s,q) := \mu(s,q) \cdot A(s,q);$	<i>Berechnung von A</i>
$B(s, k+q) := \mu(s, a-q) \cdot B(s, k+q);$	<i>Berechnung von B</i>
<u>für $i = 1, \dots, K$:</u>	<i>Fortschreiten im Trellis-Diagramm</i>
$A_{+1}^i := 0; A_{-1}^i := 0;$	<i>Vorbelegung</i>
$j = 1 + [(i-1)/b];$	
<u>für $s \in S$:</u>	<i>Betrachtung aller Zustände</i>
<u>für $v \in V_j^i(+1)$:</u>	<i>Übergänge</i>
$A_{+1}^i := A_{+1}^i + A(s, j-1) \cdot B(T(s, v), Q-j+1);$	<i>Update von A_{+1}^i</i>
<u>für $v \in V_j^i(-1)$:</u>	<i>Übergänge</i>
$A_{-1}^i := A_{-1}^i + A(s, j-1) \cdot B(T(s, v), Q-j+1);$	<i>Update von A_{+1}^i</i>
$L(U_i y) := \ln(A_{+1}^i / A_{-1}^i);$	<i>i-ter Soft-Output</i>

$$\begin{aligned}
\bar{A}_Q(W(s_0, V_{Q+1})) &= \sum_{s \in W(s_0, V_{Q+1})} A_Q(s) \\
&= \sum_{s \in S} A_Q(s) \sum_{t \in T(s, \{v_0\})} B_0(t) \\
&= \sum_{s \in S} A_Q(s) \sum_{t \in T(s, V_{Q+1})} B_0(t) \\
&= \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j)} B_{Q-j+1}(t). \tag{72}
\end{aligned}$$

Note: in the evaluation of (72), V_j is not included in
 5 the calculation of the A_m and B_m needed.

Calculation of A_α^i

Using the preliminary work from the preceding sections,
 10 A_α^i can now be calculated in a simple manner.

For this purpose, the following are defined:

$$V_j := V, \quad \text{for } j \in \{1, \dots, a\}, \tag{73}$$

$$V_j := \{v_0\}, \quad \text{for } j \in \{a+1, \dots, Q+1\}, \tag{74}$$

15

i.e. all permissible code words are defined via the
 states s_j^u with

$$u \in U_Q = V_1 \times \dots \times V_Q$$

20

The code words used in the calculation of the A_α^i are
 restricted by $u_i = \alpha$. For an arbitrary but fixed choice
 of $i \in \{1, \dots, K\}$, there is exactly one $j \in \{1, \dots, a\}$
 and exactly one $\hat{i} \in \{1, \dots, n\}$ with

$$i = (j - 1) \cdot n + \hat{i}. \quad (75)$$

Furthermore, the following are defined for an arbitrary
 5 but fixed choice of $\alpha \in \{\pm 1\}$:

$$V_j^i(\alpha) := \{v \in V; v_i = \alpha\} \quad (76)$$

$$U_Q^i(\alpha) := V_1 \times \dots \times V_{j-1} \times V_j^i(\alpha) \times V_{j+1} \times \dots \times V_Q \subset U_Q, \quad (77)$$

Summary of the procedure:

- Define

$$\begin{aligned}
 V_j &:= V, & \text{for } j \in \{1, \dots, a\}, \\
 V_j &:= \{v_0\}, & \text{for } j \in \{a+1, \dots, Q+1\}, \\
 V_j^i(\alpha) &:= \{v \in V; v_i = \alpha\}, & \text{for } i = (j-1) \cdot n + \hat{i}, \\
 & & \hat{i} \in \{1, \dots, n\}, \\
 & & j \in \{1, \dots, a\}, \alpha \in \{\pm 1\}.
 \end{aligned}$$

5

- For an arbitrary, but fixed choice of $y \in \mathbb{R}^N$,
define for $q \in \{1, \dots, Q\}$

$$\begin{aligned}
 \mu_q &: S \rightarrow \mathbb{R}, \\
 s &\mapsto \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \sum_{j=1}^n (y_{n(q-1)+j} - C_j(s))^2 \right) = \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \Delta F_q(s) \right).
 \end{aligned}$$

10

- Calculate

$$\begin{aligned}
 A_m(s), & \quad \text{for } s \in S, m \in \{1, \dots, a-1\}, \\
 B_m(s), & \quad \text{for } s \in S, m \in \{1, \dots, Q\},
 \end{aligned}$$

15

according to the recursion formulae (57) and (70) and starting values $A_0(s)$, $B_0(s)$, specified above, with (56) and (71).

- Calculate all A_α^i , $i \in \{1, \dots, K\}$, $\alpha \in \{\pm 1\}$ over

20

$$A_\alpha^i(y) = \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j^i(\alpha))} B_{Q-j+1}(t). \quad (83)$$

and determine the soft outputs

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{A_{+1}^i(y)}{A_{-1}^i(y)} \right), \quad i = 1, \dots, K.$$

Together with the recursion formula from the preceding section, all $A_{\alpha}^i(y)$ can now be calculated jointly with
5 $O(2^L \cdot Q)$ or, respectively, $O(K)$ operations instead of $O(K2^K)$ operations.

Reminder: $L = k \cdot b$, $Q = a + k - 1$, $K = a \cdot b$, where a is the number of information bits.

10

The numeric complexity for calculating the soft outputs has thus been reduced from an exponential order to a linear order where a , the number of information bits, is the decisive quantity.

15

Patent Claims

1. A method for decoding a predetermined code word,
 (a) in which the code word comprises a number of
 5 positions having different values;
 (b) in which each position of the code word is
 correlated with a soft-output value by
 performing the correlation on the basis of a
 trellis representation;
 10 (c) in which the decoding of the code word is
 determined by the correlation of the
 individual positions of the code word.
2. The method as claimed in claim 1,
 15 in which the calculation rule for the soft-output
 value for each position of the code word is
 determined by

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{\sum_{c \in \Gamma^i(+1)} \exp \left(-\frac{(y-c)^T (y-c)}{2\sigma^2} \right)}{\sum_{c \in \Gamma^i(-1)} \exp \left(-\frac{(y-c)^T (y-c)}{2\sigma^2} \right)} \right), \quad \text{for } i = 1, \dots, K,$$

20

where

- $L(U_i|y)$ is a safety measure (soft output) for
 the i-th position of the code word to be
 determined;
 25 y is a demodulation result to be decoded;
 c is a code word;
 $\Gamma^i(\pm 1)$ are all code words for $u_i = \pm 1$;
 σ^2 is a variance (channel disturbances).

- 30 3. The method as claimed in claim 2,
 in which the decoding rule is solved by utilizing
 a characteristic of a convolutional code from
 which it follows that states are determined in
 accordance

with a shift register operation, from which states, in turn, the trellis representation is obtained.

- 5 4. The method as claimed in one of the preceding claims,
in which the trellis representation is processed in a predetermined direction, a term \tilde{A}_m being determined recursively by mappings A_m .

5. The method as claimed in claim 4,
in which mappings B_m are determined by means of
the trellis representation, the trellis
representation being run through in opposition to
5 the predetermined direction.

6. The method as claimed in one of claims 4 or 5,
in which terms A_α^i are determined by again running
through the trellis representation taking into
10 consideration the terms A_m and B_m already
determined.

7. The method as claimed in one of claims 4 to 6, in
which the term \tilde{A}_m is determined by
15

$$\tilde{A}_m(E) = \sum_{s \in E} A_m(s), \quad \text{for } m \in \mathbb{N}$$

with

$$A_m(s) = \mu_m(s) \sum_{t \in W(s, V_m)} A_{m-1}(t), \quad \text{for } m \in \mathbb{N}$$

20

and a starting value

$$A_0(s) = \begin{cases} 1 & : \text{ for } s = s_0, \\ 0 & : \text{ else} \end{cases}$$

25

8. The method as claimed in one of claims 5 to 7,
in which the term B_m is determined by

$$B_m(s) = \mu_{Q-m+1}(s) \sum_{t \in T(s, V_{Q-m+2})} B_{m-1}(t), \quad \text{for } 1 \leq m \leq Q,$$

where

5

$$B_0(s) = \begin{cases} 1 & : \text{ for } s = s_0, \\ 0 & : \text{ else } \end{cases}$$

is determined for terminating the recursion.

- 10 9. The method as claimed in one of claims 6 to 8,
in which the terms A_α^i are determined by the
following relation

$$A_\alpha^i(y) = \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j^i(\alpha))} B_{Q-j+1}(t).$$

15

10. The method as claimed in claim 9,
in which the K positions of the code word are
determined in accordance with

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{A_{+1}^i(y)}{A_{-1}^i(y)} \right), \quad i = 1, \dots, K.$$

5

11. The method as claimed in one of the preceding
claims, for use in a mobile radio network.
- 10 12. The method as claimed in claim 11,
in which the mobile radio network is a GSM
network.
- 15 13. The method as claimed in one of the preceding
claims,
in which, in a further decoding, the positions of
the decoded code word are correlated with a binary
result, especially a value +1 or a value -1,
depending on which value is closer to the result
20 of the first decoding.
14. An arrangement for decoding a predetermined code
word in which a processor unit is provided which
is set up in such a manner that
- 25 (a) the code word comprises a number of positions
having different values;
- (b) each position of the code word can be
correlated with a soft-output value by
performing the correlation on the basis of a
30 trellis representation;
- (c) the decoding of the code word can be
determined by the correlation of the
individual positions of the code word.

1/4

FIG 1

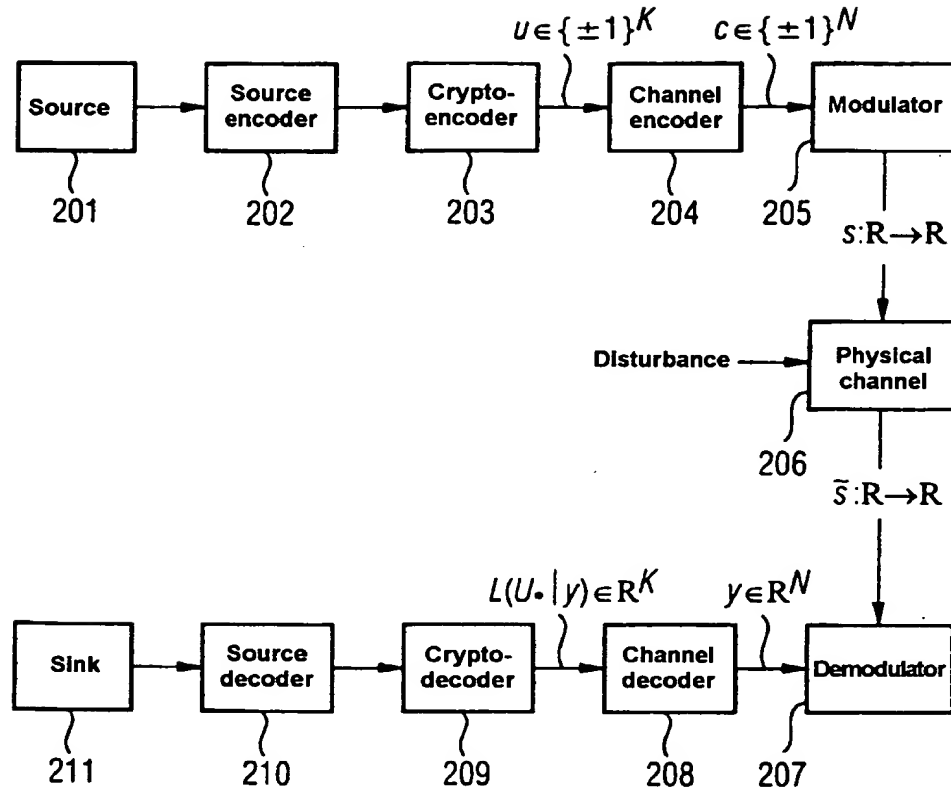


FIG 2

$$\begin{array}{l} \text{for } q=1, \dots, Q: \\ \quad \text{for } s \in S: \\ \quad \quad \mu(s, q) = \exp\left(\frac{-1}{2\sigma^2} \Delta F_q(s)\right); \end{array}$$

2/4

FIG 3

<u>for $s \in S$:</u>	Pre-allocation
$A(s,0) := 0; B(s,0) := 0;$	
$A(s,0) := 1; B(s_0,0) := 1;$	Starting state
<u>for $q = 1, \dots, k$:</u>	Termination
<u>for $s \in S$:</u>	Consideration of all states
$s^+ := T(s, v_0);$	Follow-up state
$B(s,q) := \mu(s, Q-(q-1))B(s^+, q-1);$	Calculation of B
<u>for $q = 1, \dots, a-1$:</u>	Progression in the trellis diagram
<u>for $s \in S$:</u>	Consideration of all states
$A(s,q) := A(\hat{T}(v_0, s), q-1);$	Pre-allocation of A
$B(s, k+q) := B(T(s, v_0), k-1+q);$	Pre-allocation of B
<u>for $v \in V \setminus \{v_0\}$:</u>	Consideration of all transitions
$A(s,q) := A(s,q) + A(\hat{T}(v, s), q-1);$	Calculation of A
$B(s, k+q) := B(s, k+q) + B(T(s, v_0), k-1+q);$	Calculation of B
$A(s,q) := \mu(s,q) \cdot A(s,q);$	Calculation of A
$B(s, k+q) := \mu(s, a-q) \cdot B(s, k+q);$	Calculation of B
<u>for $j = 1, \dots, a$:</u>	Progression in the trellis diagram
$A_{+1}^j := 0; A_{-1}^j := 0;$	Pre-allocation
$j = 1 + \lfloor i/n \rfloor;$	
<u>for $s \in S$:</u>	Consideration of all states
<u>for $v \in V_j^i(+1)$:</u>	Transitions
$A_{+1}^j := A_{+1}^j + A(s, j-1) \cdot B(T(s, v), Q-j+1);$	Update of $A^i + 1$
<u>for $v \in V_j^i(-1)$:</u>	Transitions
$A_{-1}^j := A_{-1}^j + A(s, j-1) \cdot B(T(s, v), Q-j+1);$	Update of $A^i + 1$
$L(U_j y) := \ln(A_{+1}^j / A_{-1}^j);$	i-th soft output

Beschreibung

Verfahren und Anordnung zur Decodierung eines vorgegebenen Codeworts

Die Erfindung betrifft ein Verfahren und eine Anordnung zur Decodierung eines vorgegebenen Codeworts.

Bei der Decodierung eines Codeworts, das eine vorgegebene Anzahl Stellen aufweist, sollen die informationstragenden Stellen möglichst vollständig wiederhergestellt werden.

Die Decodierung findet auf der Seite des Empfängers statt, der das Codewort über einen gestörten Kanal empfangen hat. Signale werden insbesondere als Boolesche Werte, bevorzugt unterteilt in $+1$ und -1 , über den Kanal übertragen, erfahren dort eine Störung und werden von einem Demodulator in analoge Werte umgesetzt, die mehr oder weniger stark von den vorgegebenen Booleschen Werten (± 1) abweichen können.

Allgemein wird ausgegangen von K Stellen binärer Information („Informationsbits“) ohne Redundanz $u \in \{\pm 1\}^K$, die von einem Kanalcodierer mittels systematischen Blockcodes oder unsystematischen Blockcodes in ein Codewort $c \in \{\pm 1\}^N$ abgebildet wird. Dabei enthält das Codewort $N - K$ Bits (auch: „Prüfbits“), die als redundante Information zu den N Informationsbits zur Wiederherstellung der Information nach Übertragung über den gestörten Kanal einsetzbar sind.

Der systematische Blockcode fügt zu den N Informationsbits $N - K$ Prüfbits hinzu, die aus den Informationsbits errechnet werden, wobei die Informationsbits selbst unverändert bleiben, wohingegen beim unsystematischen Blockcode die Informationsbits selbst verändert werden, bspw. steckt die Information in einer von einer zur nächsten Stelle durchgeführten Operation. Auch hier sind Prüfbits zur Rekonstruktion der in den Operationen versteckten Information vorgesehen. Nachfolgend wird insbesondere eine technisch bedeutende Variante unsystematischer Blockcodes, die sogenannten terminierten Faltungscodes, betrachtet.

Nun ist es entscheidend von Nachteil, eine Zuordnung des empfangenen Codeworts (mit den mit analogen Werten belegten Stellen) „hart“ zu decodieren, d.h. jede Stelle dem jeweils naheliegendsten Booleschen Wert zuzuordnen, da hierbei wertvolle Information verloren geht.

Die **Aufgabe** der Erfindung besteht darin, eine Decodierung eines vorgegebenen Codeworts zu bestimmen, wobei die Decodierung analoge Werte

(sogenannte „Soft-Outputs“) liefert, die insbesondere in nachfolgenden Decodierverfahren berücksichtigt werden können und somit eine hohe Fehlerkorrektur bei der Übertragung von Codewörtern über einen gestörten Kanal ermöglichen.

Diese Aufgabe wird gemäß den Merkmalen der unabhängigen Patentansprüche gelöst. Weiterbildungen der Erfindung ergeben sich auch aus den abhängigen Ansprüchen.

Zur Lösung der Aufgabe wird ein Verfahren zur Decodierung eines vorgegebenen Codeworts angegeben, bei dem das Codewort mehrere Stellen mit unterschiedlichen Werten umfaßt. Eine Encodierung ist dabei insbesondere mit einem terminierten Faltungscode erfolgt. Jeder Stelle des Codeworts wird ein Sicherheitsmaß (Soft-Output) für einen wahrscheinlichsten Booleschen Wert zugeordnet, indem die Zuordnung basierend auf einer Trellis-Darstellung erfolgt. Durch die Zuordnung der einzelnen Stellen des Codeworts wird die Decodierung desselben bestimmt.

Hierbei ist es entscheidend von Vorteil, daß durch die auf der Trellis-Darstellung basierende Zuordnung eine deutliche Komplexitätsreduktion gegenüber einer allgemeinen Darstellung erfolgt, was dazu führt, daß auch in Echtzeit eine Decodierung des Codeworts (Erzeugung der Soft-Outputs an den Stellen des Codeworts) möglich wird.

Eine Weiterbildung besteht darin, daß die Decodiervorschrift für jede Stelle des Codeworts bestimmt ist durch

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{\sum_{c \in \Gamma^i(+1)} \exp \left(-\frac{(y-c)^T (y-c)}{2\sigma^2} \right)}{\sum_{c \in \Gamma^i(-1)} \exp \left(-\frac{(y-c)^T (y-c)}{2\sigma^2} \right)} \right), \quad \text{für } i = 1, \dots, K, \quad (1)$$

wobei

- $L(U_i|y)$ ein Sicherheitsmaß (Soft-Output) für die i-te Stelle des zu bestimmenden Codeworts;
- y ein zu decodierendes Demodulationsergebnis;
- c ein Codewort;
- $\Gamma^i(\pm 1)$ sämtliche Codewörter für $u_i = \pm 1$;
- σ^2 eine Varianz (Kanalstörung)

bezeichnen.

Eine andere Weiterbildung besteht darin, daß die Gleichung (1) gelöst wird, indem eine Eigenschaft eines bei der Codierung (und entsprechend bei der Decodierung) eingesetzten Faltungscode ausgenutzt wird, die entsprechend

einer bei der Faltung eingesetzten Schieberegisteroperation Zustände bestimmt, aus welchen Zuständen wiederum die Trellis-Darstellung hervorgeht.

Im Rahmen einer zusätzlichen Weiterbildung wird die Trellis-Darstellung in einer vorgegebenen Richtung durchlaufen, um Terme A_m bzw. \tilde{A}_m rekursiv zu berechnen. In diese Berechnungsvorschrift gehen an den Knoten (s, m) der Trellis-Darstellung Knotengewichte $\mu_m(s)$ ein, die durch das Demodulationsergebnis y bestimmt werden. Die Terme A_m und \tilde{A}_m werden beschrieben durch

$$\tilde{A}_m(E) = \sum_{s \in E} A_m(s), \quad \text{für } m \in \mathbb{N} \quad (2)$$

mit

$$A_m(s) = \mu_m(s) \sum_{t \in W(s, V_m)} A_{m-1}(t), \quad \text{für } m \in \mathbb{N} \quad (3)$$

und einem Startwert

$$A_0(s) = \begin{cases} 1 & : \text{für } s = s_0, \\ 0 & : \text{sonst.} \end{cases} \quad (4)$$

Eine detaillierte Erörterung der hier angeführten Beschreibungsformen findet sich auch in der Beschreibung des Ausführungsbeispiels.

Eine Ausgestaltung besteht darin, daß Abbildungen B_m anhand der Trellis-Darstellung ermittelt werden, wobei die Trellis-Darstellung entgegen der vorgegebenen Richtung bearbeitet wird. Der Term B_m wird bestimmt durch

$$B_m(s) = \mu_{Q-m+1}(s) \sum_{t \in T(s, V_{Q-m+2})} B_{m-1}(t), \quad \text{für } 1 \leq m \leq Q, \quad (5)$$

wobei zur Terminierung der Rekursion

$$B_0(s) = \begin{cases} 1 & : \text{für } s = s_0, \\ 0 & : \text{sonst} \end{cases} \quad (6)$$

bestimmt wird.

Weiterhin können Terme A_α^i ermittelt werden, indem die Trellis-Darstellung erneut durchlaufen wird, wobei die bereits ermittelten Terme A_m und B_m berücksichtigt werden. Insbesondere werden die Terme A_α^i bestimmt gemäß

$$A_\alpha^i(y) = \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j^i(\alpha))} B_{Q-j+1}(t). \quad (7)$$

In einer weiteren Ausgestaltung werden die K Stellen des decodierten Codeworts bestimmt gemäß

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{A_{+1}^i(y)}{A_{-1}^i(y)} \right), \quad i = 1, \dots, K. \quad (8)$$

Für die Herleitung wird insbesondere ein AWGN(= Additive Gaussian White Noise)-Kanalmmodell eingesetzt. Das vorgestellte Verfahren kann auch für andere Kanalmmodelle, insbesondere für im Mobilfunk eingesetzte Kanalmmodelle, angewandt werden.

Eine andere Ausgestaltung betrifft den Einsatz des Verfahrens in einem Mobilfunknetz, insbesondere dem GSM-Netz.

Auch ist es eine Weiterbildung, daß nach der Ermittlung der Soft-Outputs eine „harte“ Zuordnung der analogen Werte zu den Booleschen Werten ± 1 erfolgt. Dabei wird jeweils der nächstliegende Boolesche Wert für die Zuordnung des analogen Werts ermittelt.

Die ermittelten Soft-Output-Werte können als Eingabewerte einer weiteren Decodierung bei Verwendung verketteter Codes dienen.

Zur Lösung der Aufgabe wird ferner eine Anordnung zur Decodierung eines vorgegebenen Codeworts angegeben, bei der eine Prozessoreinheit vorgesehen ist, die derart eingerichtet ist, daß

1. das Codewort mehrere Stellen mit unterschiedlichen Werten umfaßt;
2. jede Stelle des Codeworts einem Soft-Output-Wert zuordenbar ist, indem die Zuordnung basierend auf einer Trellis-Darstellung erfolgt;
3. durch die Zuordnung der einzelnen Stellen des Codeworts die Decodierung desselben bestimmbar ist.

Diese Anordnung ist insbesondere geeignet zur Durchführung des erfindungsgemäßen Verfahrens oder einer seiner vorstehend erläuterten Weiterbildungen.

Ausführungsbeispiele der Erfindung werden nachfolgend anhand der Zeichnung dargestellt und erläutert.

Es zeigen

Fig.1 eine Darstellung zur digitalen Nachrichtenübertragung;

Fig.2 einen Algorithmus in Pseudocode-Notation zum Fortschreiten im Trellis-Diagramm unter Betrachtung aller Zustände zur Berechnung von Knotengewichten;

Fig.3 einen Algorithmus in Pseudocode-Notation zur Ermittlung von Soft-Outputs (allgemeiner Fall);

Fig.4 einen Algorithmus in Pseudocode-Notation zur Ermittlung von Soft-Outputs (Spezialfall: binärer Zustandsübergang);

Fig.5 eine Prozessoreinheit.

Nachfolgend werden zunächst der Faltungscode, dann die Komplexitätsreduktion bei der Berechnung von Soft-Outputs und schließlich eine algorithmische Umsetzung der Komplexitätsreduktion näher beschrieben.

Terminierter Faltungscode

In der Nachrichtentechnik werden terminierte Faltungscode meist in Verkettung mit weiteren systematischen oder unsystematischen Blockcodes eingesetzt. Insbesondere dient dabei das Decodierungsergebnis eines Faltungsdecoders als Eingabe für einen weiteren Decoder.

Um eine möglichst niedrige Fehlerrate zu gewährleisten, ist es nötig, „weiche“ statt „harte“ Decodierungsentscheidungen bei der Faltungsdecodierung für den weiteren Decoder zu liefern, d.h. ein Tupel von „weichen“ Werten (Soft-Outputs) aus \mathbb{R} zu erzeugen anstatt ein Tupel von „harten“ Booleschen (± 1) Werten. Der Betrag der jeweiligen „weichen“ Entscheidung gibt dann ein Sicherheitsmaß für die Richtigkeit der Entscheidung an.

Abhängig vom Kanalmodell ist eine Berechnung dieser Soft-Outputs nach Gleichung (1) prinzipiell möglich. Allerdings beträgt dabei die numerische Komplexität zur Berechnung eines Soft-Outputs $O(2^K)$, wobei K die Zahl der Nachrichtenbits angibt. Bei realistisch großen K sind diese Formeln also nicht auswertbar, insbesondere, da alle paar Millisekunden erneut ein solches Codewort zu berechnen ist (Echtzeitanforderung).

Eine Konsequenz lag in dem Verzicht auf Soft-Outputs (mit allen Konsequenzen für die Wort- und Bitfehlerraten) bzw. es wurden weniger aufwendige Approximationen zur Bestimmung der Soft-Outputs durchgeführt.

Im folgenden wird eine Möglichkeit für terminierte Faltungscodes angegeben, mit deren Hilfe in einer Trellis-Darstellung diese Komplexität auf $O(K)$ zur Berechnung aller Soft-Outputs reduziert werden kann, d.h. eine exakte Auswertung der Gleichung (1) wird damit möglich.

Nachfolgend werden die Bits des Codes in $\{\pm 1\}$ -Repräsentation dargestellt. Im Vergleich zu einer informationstechnisch oft üblichen $\{0, 1\}$ -Repräsentation korrespondiert -1 mit 1 und 1 mit 0.

Auf einem Körper $\{\pm 1\}$ sind Addition \oplus und Multiplikation \odot wie folgt definiert:

$$\begin{array}{ll} -1 \oplus -1 = 1 & -1 \odot -1 = -1 \\ -1 \oplus 1 = -1 & -1 \odot 1 = 1 \\ 1 \oplus -1 = -1 & 1 \odot -1 = 1 \\ 1 \oplus 1 = 1 & 1 \odot 1 = 1 \end{array}$$

Die Codierung erfolgt mit Hilfe eines „Schieberegisters“, in welches taktweise Bitblöcke (Eingabeblocks) der Nachrichtenbits (Informationsbits) geschrieben werden. Die Kombination der Bits des Schieberegisters erzeugt dann einen Bitblock des Codeworts. Das Schieberegisters ist je mit $+1$ Bits vorbelegt. Zum Abschluß der Codierung (Terminierung) werden Blöcke von Tail-Nullen ($+1$) nachgeschoben. Wie eingangs erwähnt wurde, werden mittels Codierung den Informationsbits Prüfbits zugeordnet, anhand derer Bitfehler korrigiert werden können.

Für die weiteren Ausführungen werden definiert:

$b \in \mathbb{N}$	Anzahl der Eingabebits pro Block
$V := \{\pm 1\}^b$	Menge der Zustandsübergangszeichen
$a \in \mathbb{N}$	Anzahl der Eingabeblocks
$K := a \cdot b$	Anzahl der Nachrichtenbits ohne Tail-Nullen
$k \in \mathbb{N}, k \geq 2$	Blocklänge des Schieberegisters, Eindringtiefe
$L := k \cdot b$	Bitlänge des Schieberegisters
$S := \{\pm 1\}^L$	Menge der Schieberegisterzeichen
$n \in \mathbb{N}$	Anzahl der Ausgabebits pro Block
$Q := a + k - 1$	Anzahl der Zustandsübergänge, Eingabeblocks + Nullen
$N := n \cdot Q$	Anzahl der Codebits
$R := \frac{b}{n}$	Coderate

Hierbei sei angemerkt, daß die Coderate nicht K/N beträgt, da die Nachrichtenbits ohne die Nullen (+1) der Faltungsterminierung gezählt wurden.

Weiterhin seien $s_0 \in S$ und $v_0 \in V$ die jeweiligen Nullelemente, d.h.

$$s_0 = (+1, \dots, +1)^T, \quad v_0 = (+1, \dots, +1)^T. \quad (9)$$

Die Zustandsübergangsfunktion des Schieberegisters sei

$$T: S \times V \rightarrow S, \quad (10)$$

$$(s, v) \mapsto (s^{b+1}, \dots, s^L, v^1, \dots, v^b)^T. \quad (11)$$

Der terminierte Faltungscode wird über die charakterisierenden Teilmengen

$$M_1, \dots, M_n \subseteq \{1, \dots, L\}, \quad (12)$$

definiert (Kombination der Registerbits, alternativ in Polynomdarstellung).

Die Codierung des aktuellen Registerinhaltes erfolgt über

$$C: S \rightarrow \{\pm 1\}^n, \quad (13)$$

$$s \mapsto C(s) \quad \text{mit} \quad C_j(s) := \bigoplus_{i \in M_j} s^i, \quad \text{für } 1 \leq j \leq n. \quad (14)$$

Dabei steht s^i für die i -te Komponente von s .

Die Codierung eines Nachrichtenwortes ist schließlich definiert mittels

$$\varphi: \{\pm 1\}^K \rightarrow \{\pm 1\}^N, \quad (15)$$

$$u \mapsto \begin{pmatrix} C(s_1) \\ \vdots \\ (s_Q) \end{pmatrix}, \quad (16)$$

wobei $s_0 \in S$ der Nullzustand (Nullelement) ist,

$$u = \begin{pmatrix} \nu_1 \\ \vdots \\ \nu_a \end{pmatrix}, \quad \nu_i \in V, \quad 1 \leq i \leq a, \quad (17)$$

$$\nu_i := v_0, \quad a+1 \leq i \leq Q, \quad (18)$$

und weiter

$$s_i := T(s_{i-1}, \nu_i), \quad 1 \leq i \leq Q. \quad (19)$$

Nach Definition von T ergibt sich

$$s_{Q+1} := T(s_Q, v_0) = s_0. \quad (20)$$

Die Menge aller Codeworte ist demnach

$$\varphi(\{\pm 1\}^K) := \{\varphi(u) \in \{\pm 1\}^N; u \in \{\pm 1\}^K\}. \quad (21)$$

Oft werden anstatt der Mengen M_j Polynome

$$p_j \in \{0, 1\}[D] \quad \text{mit} \quad \deg(p_j) \leq L - 1$$

zur Codedefinition verwendet, d.h.

$$p_j(D) = \sum_{i=0}^{L-1} \gamma_{i,j} D^i, \quad (22)$$

$$\begin{aligned} \text{mit } \gamma_{i,j} \in \{0, 1\} \quad & i = 0, \dots, L - 1, \\ & j = 1, \dots, n. \end{aligned}$$

Es gelten dann für $j = 1, \dots, n$ die Umformungen:

$$M_j = \{i \in \{1, \dots, L\}; \gamma_{L-i,j} = 1\} \quad (23)$$

$$p_j(D) = \sum_{i \in M_j} D^{L-i}. \quad (24)$$

Blockcode-Darstellung

Da ein terminierter Faltungscode ein Blockcode ist, lassen sich die Codebits c_j , $1 \leq j \leq N$, aus den Nachrichtenbits u_i , $1 \leq i \leq K$, mit Indexmengen J_j auch wie folgt darstellen:

$$c_j := \bigoplus_{i \in J_j} u_i, \quad \text{für } 1 \leq j \leq N, \quad (25)$$

wobei

$$J_1, \dots, J_N \subseteq \{1, \dots, K\}. \quad (26)$$

gilt. Die Indexmengen J_j lassen sich direkt aus den obigen Indexmengen M_m der Codedefinition berechnen.

Betrachte

$$j = n(q - 1) + m, \quad q = 1, \dots, Q, \quad m = 1, \dots, n. \quad (27)$$

$$c_j = C_m(s_q) = \bigoplus_{i \in M_m} (s_q)^i = \bigoplus_{i \in M_m} u_{i+b(q-k)}, \quad (28)$$

wobei $u_i := +1$ für $i \notin \{1, \dots, K\}$ gilt.

Ferner gilt

$$c_j = \bigoplus_{i-b(q-k) \in M_m} u_i = \bigoplus_{i \in M_m + b(q-k)} u_i, \quad (29)$$

und somit folgt für $j = 1, \dots, N$

$$\begin{aligned} J_j &= \{1, \dots, K\} \cap (M_m + b(q - k)) \\ &= \{i \in \{1, \dots, K\}; i - b(q - k) \in M_m\}. \end{aligned} \quad (30)$$

Beispiel: SACCH-Faltungscode

Der in der GSM Technical Specification GSM 05.03, Version 5.2.0 (Channel coding), im Abschnitt 4.1.3 beschriebene Faltungscode lautet in obiger Terminologie:

$b = 1$	Anzahl der Eingabebits pro Block
$V = \{\pm 1\}$	Menge der Zustandsübergangszeichen
$a = 224$	Anzahl der Eingabeblöcke
$K = 224$	Anzahl der Nachrichtenbits ohne Tail-Nullen
$k = 5$	Blocklänge des Schieberegisters, Eindringtiefe
$L = 5$	Bitlänge des Schieberegisters
$S = \{\pm 1\}^5$	Menge der Schieberegisterzeichen
$n = 2$	Anzahl der Ausgabebits pro Block
$Q = 228$	Anzahl der Zustandsübergänge, Eingabeblöcke + Nullen
$N = 456$	Anzahl der Codebits
$R = \frac{1}{2}$	Coderate
$M_1 = \{1, 2, 5\}$	charakterisierende Menge; Polynom: $1 + D^3 + D^4$
$M_2 = \{1, 2, 4, 5\}$	charakterisierende Menge; Polynom: $1 + D + D^3 + D^4$

Soft-Outputs bei einem AWGN-Kanalmodell

Nachfolgend werden insbesondere der Übersicht halber Berechnungsvorschriften zur Ermittlung der Soft-Outputs hergeleitet.

Dazu werden ein Wahrscheinlichkeitsraum (Ω, \mathcal{S}, P) und eine K -dimensionale Zufallsvariable $U : \Omega \rightarrow \{\pm 1\}^K$ mit den Eigenschaften

- Die Komponenten $U_1, \dots, U_K : \Omega \rightarrow \{\pm 1\}$ sind stochastisch unabhängig.
- Für $i = 1, \dots, K$ gilt

$$P(\{\omega \in \Omega; U_i(\omega) = -1\}) = P(\{\omega \in \Omega; U_i(\omega) = +1\}). \quad (31)$$

betrachtet.

Fig.1 zeigt eine Darstellung zur digitalen Nachrichtenübertragung. Eine Einheit aus Quelle 201, Quellencodierer 202 und Kryptocodierer 203 bestimmt eine Information $u \in \{\pm 1\}^K$, die als Eingabe für einen (ggf. auch mehrere) Kanalcodierer 204 dient. Der Kanalcodierer 204 erzeugt ein Codewort $c \in \{\pm 1\}^N$, das in einen Modulator 205 eingespeist und über einen gestörten physikalischen Kanal 206 zu einem Empfänger übertragen wird, wo es in einem Demodulator 207 zu einem reellwertigen Codewort $y \in \mathbb{R}^N$ bestimmt wird. Dieses Codewort wird in einem Kanaldecoder 208 in eine reellwertige Information umgesetzt. Gegebenenfalls kann in einem weiteren Decodierer auch eine „harte“ Zuordnung zu den Booleschen Werten ± 1 getroffen werden, so daß die empfangene Information in Boolescher Notation vorliegt. Eine Einheit aus Kryptodecoder 209, Quellendecoder 210 und Senke 211 komplettiert den Empfänger. Die beiden Einheiten Kryptocodierer 203 und Kryptodecoder 209 sind dabei optional.

Die zu rekonstruierende Information $u \in \{\pm 1\}^K$ des Kryptocodierers 203 wird als Realisierung der Zufallsvariablen U interpretiert, da beim Empfänger nichts über die Wahl von u bekannt ist.

Die Ausgabe $c \in \{\pm 1\}^N$ des Kanalcodierers 204 ist also eine Realisierung der Zufallsvariablen $\varphi(U)$.

Die Ausgabe $y \in \mathbb{R}^N$ des Demodulators 207 wird als Realisierung der Zufallsvariablen

$$Y : \Omega \rightarrow \mathbb{R}^N, \quad (32)$$

$$\omega \mapsto \varphi(U(\omega)) + Z(\omega), \quad (33)$$

interpretiert, wobei eine Zufallsvariable $Z : \Omega \rightarrow \mathbb{R}^N$ die Kanalstörung auf dem physikalischen Kanal 206 repräsentiert.

Im folgenden wird ein AWGN-Kanalmodell angenommen, d.h. Z ist eine $\mathcal{N}(0, \sigma^2 I_N)$ normalverteilte Zufallsvariable, die stochastisch unabhängig von U bzw. $\varphi(U)$ ist. Die Varianz σ^2 berechnet sich aus dem Verhältnis von Rauschleistungsdichte und mittlerer Energie auf dem Kanal 206 und wird hier als bekannt vorausgesetzt.

Basierend auf einer Realisierung y von Y soll die unbekannte Ausgabe $u \in \{\pm 1\}^K$ des Kryptocodierers rekonstruiert werden. Um die unbekannten Größen u_1, \dots, u_K zu schätzen, wird die Verteilung der Zufallsvariablen U unter der Bedingung, daß y empfangen wurde, untersucht.

Die Tatsache, daß die Zufallsvariable Y eine stetige Zufallsgröße ist, hat zur Folge, daß die Betrachtung von U unter der Bedingung, daß y empfangen wurde ($Y(\omega) = y$), äußerst kompliziert ist.

Zunächst wird für $i \in \{1, \dots, K\}$ und $\alpha \in \{\pm 1\}$ definiert

$$\Gamma^i(\alpha) := \{\varphi(u); u \in \{\pm 1\}^K; u_i = \alpha\}. \quad (34)$$

In einem vorbereitenden Schritt werden für $\epsilon > 0$ und unter Beachtung der Injektivität der Codierungsabbildung φ die folgenden Größen betrachtet:

$$\begin{aligned} L_\epsilon(U_i|y) &:= \ln \left(\frac{P(\{\omega \in \Omega; U_i(\omega) = +1\} \mid \{\omega \in \Omega; Y(\omega) \in M_{y,\epsilon}\})}{P(\{\omega \in \Omega; U_i(\omega) = -1\} \mid \{\omega \in \Omega; Y(\omega) \in M_{y,\epsilon}\})} \right) \\ &= \ln \left(\frac{\sum_{c \in \Gamma^i(+1)} P(\{\omega \in \Omega; \varphi(U(\omega)) = c\} \mid \{\omega \in \Omega; Y(\omega) \in M_{y,\epsilon}\})}{\sum_{c \in \Gamma^i(-1)} P(\{\omega \in \Omega; \varphi(U(\omega)) = c\} \mid \{\omega \in \Omega; Y(\omega) \in M_{y,\epsilon}\})} \right), \end{aligned} \quad (35)$$

für $i = 1, \dots, K$, wobei $M_{y,\epsilon} := [y_1, y_1 + \epsilon] \times \dots \times [y_N, y_N + \epsilon]$ gilt.

Durch Anwendung des Satzes von Bayes ergibt sich:

$$\begin{aligned} L_\epsilon(U_i|y) &= \ln \left(\frac{\sum_{c \in \Gamma^i(+1)} P(\{\omega \in \Omega; Y(\omega) \in M_{y,\epsilon}\} \mid \{\omega \in \Omega; \varphi(U(\omega)) = c\})}{\sum_{c \in \Gamma^i(-1)} P(\{\omega \in \Omega; Y(\omega) \in M_{y,\epsilon}\} \mid \{\omega \in \Omega; \varphi(U(\omega)) = c\})} \right) \\ &= \ln \left(\frac{\sum_{c \in \Gamma^i(+1)} \int_{M_{y,\epsilon}} \exp \left(-\frac{(x-c)^T (x-c)}{2\sigma^2} \right) dx}{\sum_{c \in \Gamma^i(-1)} \int_{M_{y,\epsilon}} \exp \left(-\frac{(x-c)^T (x-c)}{2\sigma^2} \right) dx} \right). \end{aligned} \quad (36)$$

Wird nun durch mehrfache Verwendung der Regel von L'Hospital der Grenzübergang von $L_\epsilon(U_i|y)$ für $\epsilon \downarrow 0$ betrachtet, so erhält man für jedes Zeichen den Soft-Output $L(U_i|y)$ wie in Gleichung (1).

Da

$$\Gamma^i(+1) \cup \Gamma^i(-1) = \{\pm 1\}^K$$

gilt, sind zur Auswertung von Gleichung (1) insgesamt $O(2^K)$ numerische Operationen notwendig.

Der Vektor $L(U_\bullet|y) \in \mathbb{R}^K$ ist das Ergebnis des Decodierers 208.

Komplexitätsreduktion bei der Bestimmung der Soft-Outputs

Soft-Output-Bestimmung für Faltungscodes

Zunächst werden die speziellen Eigenschaften der terminierten Faltungscodierung zu einer aufgegliederten Darstellung der Soft-Output-Formel (1) eingesetzt.

Es wird zu einer beliebigen aber fest gewählten Ausgabe $y \in \mathbb{R}^N$ des Demodulators 207 die folgende Bewertungsfunktion (eine Viterbi-Metrik) von Codewörtern betrachtet:

$$F : \{\pm 1\}^N \rightarrow \mathbb{R}_0^+, \quad (37)$$

$$c \mapsto \sum_{j=1}^N (y_j - c_j)^2. \quad (38)$$

Für zulässige Codewörter $c \in \{\pm 1\}^N$, d.h., $c \in \varphi(\{\pm 1\}^K)$, läßt sich $F(c)$ mit der Schieberegister-Darstellung wie folgt zerlegen:

$$F(c) = \sum_{q=1}^Q \underbrace{\sum_{j=1}^n (y_{n(q-1)+j} - C_j(\tilde{s}_q^c))^2}_{=: \Delta F_q(\tilde{s}_q^c)}, \quad (39)$$

wobei \tilde{s}_q^c für den q -ten Zustand des Schieberegisters bei der (eindeutigen) Erzeugung des Wortes c steht.

Nun wird für $i = 1, \dots, K$ und $\alpha \in \{\pm 1\}$ definiert:

$$A_{\alpha}^i(y) := \sum_{c \in \Gamma^i(\alpha)} \exp \left(-\frac{(y - c)^T (y - c)}{2\sigma^2} \right) = \sum_{c \in \Gamma^i(\alpha)} \prod_{q=1}^Q \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \Delta F_q(\tilde{s}_q^c) \right). \quad (40)$$

Damit gilt also für die Soft-Outputs

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{A_{+1}^i(y)}{A_{-1}^i(y)} \right), \quad i = 1, \dots, K. \quad (41)$$

Nachfolgend werden die Werte $A_{\alpha}^i(y)$ mit Hilfe einer Trellis-Diagramm-Darstellung (auch: Trellis-Diagramm oder Trellis-Darstellung) bestimmt.

Zur Reduktion der Berechnungskomplexität wird in den folgenden Abschnitten wie folgt vorgegangen:

- Verallgemeinerung von A_{α}^i durch Abbildungen \tilde{A}_m .
- Rekursive Darstellung von \tilde{A}_m durch Abbildungen A_m , deren Werte mit einem „Von-Links-nach-Rechts“-Durchlauf eines Trellis-Diagramms berechnet werden.
- Umkehrung der Rekursion durch Abbildungen B_m , deren Werte mit einem „Von-Rechts-nach-Links“-Durchlauf eines Trellis-Diagramms berechnet werden.
- Gemeinsame Berechnung aller A_{α}^i mittels eines weiteren Trellis-Diagramm-Durchlaufs unter Verwendung von A_m und B_m .

Als Trellis-Diagramm wird hier eine Menge

$$\mathcal{T} = \{(s, q); s \in S, q = 0, \dots, Q + 1\} \quad (42)$$

benannt. Die Elemente (s, q) dieser Menge werden auch als Knoten im Trellis-Diagramm bezeichnet, wobei s einen Zustand darstellt und q als dynamischer Wert (insbesondere die Zeit) angesehen wird.

Allgemeine rekursive Darstellung

Zunächst sind einige Definitionen nötig, um die A_α^i in einer verallgemeinerten Form darzustellen, die eine spätere Umformung erlaubt. Deshalb wird bestimmt

$$s_1^u := T(s_0, u_1), \quad u \in V^m = V \times \dots \times V, \quad m \geq 1, \quad (43)$$

$$s_j^u := T(s_{j-1}^u, u_j) \quad u \in V^m, \quad m \geq j > 2, \quad (44)$$

d.h., s_j^u repräsentiert den Zustand des Schieberegisters nach j Shifts des Registers mit den Eingabezeichen u_1, \dots, u_j .

Weiterhin werden Mengen $V_j \subseteq V$, $j \in \mathbb{N}$, die die zulässigen Zustandsübergangszeichen im j -ten Schritt enthalten, betrachtet. Ferner werden Produktmengen definiert zu

$$U_m := V_1 \times \dots \times V_m \subseteq V^m, \quad m \in \mathbb{N}, \quad (45)$$

d.h., U_m enthält die ersten m Komponenten der zulässigen Eingabeworte.

Für $q \in \mathbb{N}$ werden Abbildungen

$$\mu_q : S \rightarrow \mathbb{R} \quad (46)$$

betrachtet, und für $m \in \mathbb{N}$ und Eingabewortmengen $U_m \subseteq V^m$ werden Abbildungen definiert

$$\tilde{A}_m : \wp(S) \rightarrow \mathbb{R}, \quad (47)$$

$$E \mapsto \sum_{\substack{(u \in U_m) \\ \wedge (s_m^u \in E)}} \prod_{j=1}^m \mu_j(s_j^u), \quad (48)$$

d.h. es wird über alle zulässigen Eingabeworte summiert, deren Schieberegister einen Endzustand in E erreicht. Falls es keine solchen Eingabeworte gibt, so ist die Summe über eine leere Indexmenge zu 0 bestimmt.

Zusätzlich wird eine Abbildung bestimmt zu

$$W : S \times \wp(V) \rightarrow \wp(S), \quad (49)$$

$$(t, \hat{V}) \mapsto \left\{ s \in S; \exists \hat{v} \in \hat{V} \ni T(s, \hat{v}) = t \right\}, \quad (50)$$

d.h., W bildet (t, \hat{V}) in die Menge aller Zustände ab, die den Zustand t mit einem Übergangszeichen aus \hat{V} erreichen können.

Es gilt für $m \geq 2$, $E \subseteq S$

$$\begin{aligned}
 \tilde{A}_m(E) &= \sum_{\substack{(u \in U_m) \\ \wedge (s_m^u \in E)}} \prod_{j=1}^m \mu_j(s_j^u) \\
 &= \sum_{s \in E} \sum_{\substack{(u \in U_m) \\ \wedge (s_m^u = s)}} \prod_{j=1}^m \mu_j(s_j^u) \\
 &= \sum_{s \in E} \mu_m(s) \sum_{\substack{(u \in U_m) \\ \wedge (s_m^u = s)}} \prod_{j=1}^{m-1} \mu_j(s_j^u) \\
 &= \sum_{s \in E} \mu_m(s) \sum_{\substack{(u \in U_{m-1}) \\ \wedge (s_{m-1}^u \in W(s, V_m))}} \prod_{j=1}^{m-1} \mu_j(s_j^u) \\
 &= \sum_{s \in E} \mu_m(s) \tilde{A}_{m-1}(W(s, V_m)). \tag{51}
 \end{aligned}$$

Bei der Umformung im vorletzten Schritt ist zu beachten, daß es **genau ein** Übergangszeichen $v \in V_m$ gibt mit $T(s_{m-1}^u, v) = s$, wenn s_{m-1}^u in $W(s, V_m)$ liegt, d.h., es sind keine Vielfachheiten zu beachten.

Nun betrachte man für $m \geq 2$ Abbildungen

$$A_m : S \rightarrow \mathbb{R}, \tag{52}$$

$$s \mapsto \mu_m(s) \tilde{A}_{m-1}(W(s, V_m)). \tag{53}$$

Somit läßt sich für $m \geq 3$ eine Rekursionsformel ableiten:

$$\begin{aligned}
 A_m(s) &= \mu_m(s) \tilde{A}_{m-1}(W(s, V_m)) \\
 &= \mu_m(s) \sum_{t \in W(s, V_m)} \mu_{m-1}(t) \tilde{A}_{m-2}(W(t, V_{m-1})) \\
 &= \mu_m(s) \sum_{t \in W(s, V_m)} A_{m-1}(t). \tag{54}
 \end{aligned}$$

Weiter gilt:

$$\begin{aligned}
 A_2(s) &= \mu_2(s) \tilde{A}_1(W(s, V_2)) \\
 &= \mu_2(s) \sum_{\substack{(u \in U_1) \\ \wedge (s_1^u \in W(s, V_2))}} \mu_1(s_1^u) \\
 &= \mu_2(s) \sum_{t \in W(s, V_2)} \mu_1(t) \delta_{s_0 \in W(t, V_1)} \\
 &= \mu_2(s) \sum_{t \in W(s, V_2)} \underbrace{\mu_1(t) \sum_{\substack{\hat{t} \in W(t, V_1) \\ =: A_0(\hat{t})}} \delta_{\hat{t}=s_0}}_{=: A_1(t)} \quad (55)
 \end{aligned}$$

Zusammenfassend gilt also für $s \in S$, $E \subseteq S$:

$$A_0(s) = \begin{cases} 1, & \text{für } s = s_0, \\ 0, & \text{sonst} \end{cases}, \quad (56)$$

$$A_m(s) = \mu_m(s) \sum_{t \in W(s, V_m)} A_{m-1}(t), \quad \text{für } m \in \mathbb{N}, \quad (57)$$

$$\tilde{A}_m(E) = \sum_{s \in E} A_m(s), \quad \text{für } m \in \mathbb{N}. \quad (58)$$

Die Mengen $W(s, V_m)$ können konstruktiv dargestellt werden. Dazu werden zwei weitere Abbildungen betrachtet. Es wird definiert

$$\tau : S \rightarrow V, \quad (59)$$

$$s = (s^1, \dots, s^L)^\top \mapsto (s^{L-b+1}, \dots, s^L)^\top, \quad (60)$$

d.h., wenn der Zustand s Ergebnis eines Zustandsübergangs ist, so war $\tau(s)$ das zugehörige Zustandsübergangszeichen.

Weiter wird definiert

$$\hat{T} : V \times S \rightarrow S, \quad (61)$$

$$(v, s) \mapsto (v^1, \dots, v^b, s^1, \dots, s^{L-b})^\top, \quad (62)$$

d.h. \hat{T} dreht die Richtung der Schieberegisteroperation um.

Es gilt dann

$$T(\hat{T}(v, s), \tau(s)) = s, \quad \text{für alle } s \in S, v \in V \quad (63)$$

und für alle $t \in S$ und $\hat{V} \subseteq V$ gilt ferner

$$\begin{aligned} W(t, \hat{V}) &= \{s \in S; \exists \hat{v} \in \hat{V} \ni T(s, \hat{v}) = t\} \\ &= \begin{cases} \{\hat{T}(v, t); v \in V\}, & \text{falls } \tau(t) \in \hat{V}, \\ \emptyset, & \text{sonst.} \end{cases} \end{aligned} \quad (64)$$

Die Rekursionsformel (57) für $A_m(s)$ läßt sich also wie folgt konstruktiv aufschreiben:

$$\begin{aligned} A_m(s) &= \mu_m(s) \sum_{t \in W(s, V_m)} A_{m-1}(t) \\ &= \begin{cases} \mu_m(s) \sum_{v \in V} A_{m-1}(\hat{T}(v, s)), & \text{falls } \tau(s) \in V_m, \\ 0, & \text{sonst.} \end{cases} \end{aligned} \quad (65)$$

Es sei vermerkt, daß in diesem Abschnitt keinerlei Einschränkungen an die Menge V der Zustandsübergangszeichen und an die Mengen $V_j \in \wp(V)$ gemacht wurden.

Rekursionsumkehrung

Im folgenden wird eine Rekursion in „umgekehrter Richtung“ gegenüber der obigen Rekursion beschrieben. Diese neue Rekursion wird mit Hilfe der Rekursionsformel (57) für $A_m(s)$ definiert.

Dazu sei

$$T(t, \hat{V}) := \{T(t, \hat{v}); \hat{v} \in \hat{V}\}, \quad \text{für } t \in S, \hat{V} \subseteq V \quad (66)$$

und für $M \in \mathbb{N}$, $0 \leq m \leq Q$ betrachtet man Abbildungen

$$B_m : S \rightarrow \mathbb{R}, \quad (67)$$

mit folgender rekursiver Eigenschaft:

$$\begin{aligned}
 \sum_{s \in S} A_m(s) \sum_{t \in T(s, V_{m+1})} B_{Q-m}(t) &= \\
 &= \sum_{s \in S} \mu_m(s) \sum_{\hat{t} \in W(s, V_m)} A_{m-1}(\hat{t}) \sum_{t \in T(s, V_{m+1})} B_{Q-m}(t) \\
 &= \sum_{\hat{t} \in S} \sum_{s \in T(\hat{t}, V_m)} \mu_m(s) A_{m-1}(\hat{t}) \sum_{t \in T(s, V_{m+1})} B_{Q-m}(t) \\
 &= \sum_{\hat{t} \in S} A_{m-1}(\hat{t}) \sum_{s \in T(\hat{t}, V_m)} \underbrace{\mu_m(s) \sum_{t \in T(s, V_{m+1})} B_{Q-m}(t)}_{=: B_{Q-m+1}(s)},
 \end{aligned}$$

d.h.

$$\sum_{s \in S} A_m(s) \sum_{t \in T(s, V_{m+1})} B_{Q-m}(t) = \sum_{s \in S} A_{m-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_m)} B_{Q-m+1}(t). \quad (68)$$

Durch mehrfache Anwendung der Gleichung (68) ergibt sich für ein beliebiges $j \in \{1, \dots, m+1\}$

$$\sum_{s \in S} A_m(s) \sum_{t \in T(s, V_{m+1})} B_{Q-m}(t) = \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j)} B_{Q-j+1}(t). \quad (69)$$

Nach obiger Definition lautet also die Rekursionsformel

$$B_m(s) = \mu_{Q-m+1}(s) \sum_{t \in T(s, V_{Q-m+2})} B_{m-1}(t), \quad \text{für } 1 \leq m \leq Q. \quad (70)$$

Zur Terminierung der Rekursion werden definiert

$$B_0(s) = \begin{cases} 1, & \text{für } s = s_0, \\ 0, & \text{sonst} \end{cases}. \quad (71)$$

Mit dieser Terminierung und den Gleichungen (58) sowie (69) läßt sich

$$\tilde{A}_Q(W(s_0, V_{Q+1}))$$

für $V_{Q+1} := \{v_0\}$ und mit einem beliebigen $j \in \{1, \dots, Q+1\}$ wie folgt

darstellen

$$\begin{aligned}
 \tilde{A}_Q(W(s_0, V_{Q+1})) &= \sum_{s \in W(s_0, V_{Q+1})} A_Q(s) \\
 &= \sum_{s \in S} A_Q(s) \sum_{t \in T(s, \{v_0\})} B_0(t) \\
 &= \sum_{s \in S} A_Q(s) \sum_{t \in T(s, V_{Q+1})} B_0(t) \\
 &= \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j)} B_{Q-j+1}(t). \tag{72}
 \end{aligned}$$

Bemerkung: Bei der Auswertung von (72) geht V_j nicht in die Berechnung der benötigten A_m bzw. B_m ein.

Berechnung von A_α^i

Mit den Vorarbeiten aus den vorangegangenen Abschnitten läßt sich A_α^i nun auf einfache Weise berechnen.

Hierzu werden definiert:

$$V_j := V, \quad \text{für } j \in \{1, \dots, a\}, \tag{73}$$

$$V_j := \{v_0\}, \quad \text{für } j \in \{a+1, \dots, Q+1\}, \tag{74}$$

d.h. alle zulässigen Codeworte sind über die Zustände s_j^u mit

$$u \in U_Q = V_1 \times \dots \times V_Q$$

definiert.

Die bei der Berechnung der A_α^i verwendeten Codeworte sind durch $u_i = \alpha$ eingeschränkt. Zu einer beliebigen aber festen Wahl von $i \in \{1, \dots, K\}$ gibt es genau ein $j \in \{1, \dots, a\}$ und genau ein $\hat{i} \in \{1, \dots, n\}$ mit

$$i = (j-1) \cdot n + \hat{i}. \tag{75}$$

Ferner werden für eine beliebige aber feste Wahl von $\alpha \in \{\pm 1\}$ definiert:

$$V_j^i(\alpha) := \{v \in V; v_i = \alpha\} \tag{76}$$

$$U_Q^i(\alpha) := V_1 \times \dots \times V_{j-1} \times V_j^i(\alpha) \times V_{j+1} \times \dots \times V_Q \subset U_Q, \tag{77}$$

d.h., die Codeworte aus $\Gamma^i(\alpha)$ sind über die Zustände s_j^u mit $u \in U_Q^i(\alpha)$ bestimmt.

Zu einer beliebigen aber festen Wahl von $y \in \mathbb{R}^N$ definiere für $q \in \{1, \dots, Q\}$

$$\mu_q : S \rightarrow \mathbb{R}, \quad (78)$$

$$s \mapsto \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \sum_{j=1}^n (y_{n(q-1)+j} - C_j(s))^2 \right) = \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \Delta F_q(s) \right). \quad (79)$$

Nach Definition des Faltungscodes gilt für alle s_Q^u mit $u \in U_Q$

$$s_{Q+1}^u = T(s_Q^u, u_{Q+1}) = s_0, \quad u_{Q+1} \in V_{Q+1} = \{v_0\}, \quad (80)$$

also

$$s_Q^u \in W(s_0, V_{Q+1}). \quad (81)$$

Damit gilt unter Beachtung von Gleichung (72)

$$\begin{aligned} A_\alpha^i(y) &= \sum_{c \in \Gamma^i(\alpha)} \prod_{q=1}^Q \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \Delta F_q(\tilde{s}_q^c) \right) \\ &= \sum_{u \in U_Q^i(\alpha)} \prod_{q=1}^Q \mu_q(s_q^u) \\ &= \sum_{\substack{(u \in U_Q^i(\alpha)) \\ \wedge (s_Q^u \in W(s_0, V_{Q+1}))}} \prod_{q=1}^Q \mu_q(s_q^u) \\ &= \tilde{A}_Q(W(s_0, V_{Q+1})) \\ &= \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j^i(\alpha))} B_{Q-j+1}(t) \end{aligned} \quad (82)$$

Wichtig ist, daß die benötigten A_m und B_m unabhängig von i und α über U_Q bzw. U_{Q+1} berechnet werden können. Oben war formal $\tilde{A}_Q(W(s_0, V_{Q+1}))$ über das Hilfskonstrukt $U_Q^i(\alpha)$ bestimmt, welches in der resultierenden expliziten Darstellung aber nicht mehr benötigt wird.

Zusammenfassung der Vorgehensweise:

- Definiere

$$\begin{aligned}
 V_j &:= V, & \text{für } j \in \{1, \dots, a\}, \\
 V_j &:= \{v_0\}, & \text{für } j \in \{a+1, \dots, Q+1\}, \\
 V_j^i(\alpha) &:= \{v \in V; v_i = \alpha\}, & \text{für } i = (j-1) \cdot n + \hat{i}, \\
 & & \hat{i} \in \{1, \dots, n\}, \\
 & & j \in \{1, \dots, a\}, \alpha \in \{\pm 1\}.
 \end{aligned}$$

- Zu einer beliebigen aber festen Wahl von $y \in \mathbb{R}^N$ definiere für $q \in \{1, \dots, Q\}$

$$\begin{aligned}
 \mu_q &: S \rightarrow \mathbb{R}, \\
 s &\mapsto \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \sum_{j=1}^n (y_{n(q-1)+j} - C_j(s))^2 \right) = \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \Delta F_q(s) \right).
 \end{aligned}$$

- Man berechne

$$\begin{aligned}
 A_m(s), & \quad \text{für } s \in S, m \in \{1, \dots, a-1\}, \\
 B_m(s), & \quad \text{für } s \in S, m \in \{1, \dots, Q\},
 \end{aligned}$$

nach den oben angegebenen Rekursionsformeln (57) und (70) und Startwerten $A_0(s)$, $B_0(s)$ mit (56) und (71).

- Man berechne alle A_α^i , $i \in \{1, \dots, K\}$, $\alpha \in \{\pm 1\}$ über

$$A_\alpha^i(y) = \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j^i(\alpha))} B_{Q-j+1}(t). \quad (83)$$

und bestimme die Soft-Outputs

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{A_{+1}^i(y)}{A_{-1}^i(y)} \right), \quad i = 1, \dots, K.$$

Zusammen mit der Rekursionsformel aus dem vorangegangenen Abschnitt können alle $A_\alpha^i(y)$ jetzt gemeinsam mit $O(2^L \cdot Q)$ bzw. $O(K)$ Operationen statt $O(K2^K)$ Operationen berechnet werden.

Erinnerung: $L = k \cdot b$, $Q = a + k - 1$, $K = a \cdot b$, wobei a die Anzahl der Nachrichtenbits ist.

Die numerische Komplexität zur Berechnung der Soft-Outputs ist also von exponentieller Ordnung auf lineare Ordnung verringert worden, wobei a , die Anzahl der Nachrichtenbits, die entscheidende Größe ist.

Spezialfall: Binärer Zustandsübergang ($b = 1$)

Im wichtigen Spezialfall $b = 1$ besteht die Menge V der Zustandsübergangszeichen nur aus den beiden Elementen $+1, -1$. Die GSM-Codes gehören etwa zu diesem weit verbreiteten Spezialfall.

Da in der obigen Beschreibung jetzt $i = j$ und $V_j^i(\alpha) = \{\alpha\}$, vereinfacht sich die Vorgehensweise wie folgt:

- Definiere

$$\begin{aligned} V_j &:= \{\pm 1\}, \quad \text{für } j \in \{1, \dots, a\}, \\ V_j &:= \{+1\}, \quad \text{für } j \in \{a+1, \dots, Q+1\} \end{aligned}$$

- Zu einer beliebigen aber festen Wahl von $y \in \mathbb{R}^N$ definiere für $q \in \{1, \dots, Q\}$

$$\begin{aligned} \mu_q &: S \rightarrow \mathbb{R}, \\ s &\mapsto \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \sum_{j=1}^n (y_{n(q-1)+j} - C_j(s))^2 \right) = \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \Delta F_q(s) \right). \end{aligned}$$

- Man berechne

$$\begin{aligned} A_m(s), \quad &\text{für } s \in S, m \in \{1, \dots, a-1\}, \\ B_m(s), \quad &\text{für } s \in S, m \in \{1, \dots, Q\}, \end{aligned}$$

nach den Rekursionsformeln (57) und (70) und Startwerten $A_0(s), B_0(s)$ mit (56) und (71).

- Man berechne alle $A_\alpha^i, i \in \{1, \dots, K\}, \alpha \in \{\pm 1\}$ über

$$A_\alpha^i(y) = \sum_{s \in S} A_{i-1}(s) B_{Q-i+1}(T(s, \alpha)). \quad (84)$$

und bestimme die Soft-Outputs

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{A_{+1}^i(y)}{A_{-1}^i(y)} \right), \quad i = 1, \dots, K.$$

Algorithmische Umsetzung

Man betrachte für die algorithmische Umsetzung das Trellis-Diagramm

$$\mathcal{T} = \{(s, q); s \in S, q = 0, \dots, Q + 1\}$$

und die Abbildungen

- Knotengewichte im Zustand s des Trellis-Segments q

$$\begin{aligned} \mu : \mathcal{T} &\rightarrow \mathbb{R}, \\ (s, q) &\mapsto \exp \left(-\frac{1}{2\sigma^2} \Delta F_q(s) \right) \end{aligned}$$

- Teilsummen 'A' im Zustand s des Trellis-Segments q

$$\begin{aligned} A : \mathcal{T} &\rightarrow \mathbb{R}, \\ (s, q) &\mapsto A(s, q) \end{aligned}$$

- Teilsummen 'B' im Zustand s des Trellis-Segments $Q - q + 1$

$$\begin{aligned} B : \mathcal{T} &\rightarrow \mathbb{R}, \\ (s, q) &\mapsto B(s, q) \end{aligned}$$

Die Abbildungen werden nur auf den sinnvollen Teilmengen des Definitionsbereiches ausgewertet.

Fig.2 zeigt einen Algorithmus in Pseudocode-Notation, der ein Fortschreiten im Trellis-Diagramm unter Betrachtung aller Zustände zur Berechnung der Knotengewichte darstellt. Der Algorithmus veranschaulicht die obigen Ausführungen und ist aus sich heraus verständlich. Da der Wert von $\Delta F_q(s)$ nur mittelbar vom Zustand s abhängt und direkt mit $C(s)$ gebildet wird, gilt

$$|\{\Delta F_q(s); s \in S\}| \leq \min \{2^L, 2^n\},$$

d.h., für $n < L$ haben viele der obigen $\mu(s, q)$ den gleichen Wert. Abhängig vom speziellen Code läßt sich $\mu(s, q)$ in der Implementierung also mit weitaus weniger Operationen bestimmen.

Fig.3 und **Fig.4** zeigen je einen Algorithmus in Pseudocode-Notation zur Ermittlung von Softoutputs. **Fig.3** bezieht sich auf den allgemeinen Fall und **Fig.4** auf den Spezialfall für den binären Zustandsübergang ($b = 1$). Beide

Algorithmen veranschaulichen die obigen Ausführungen und sind aus sich heraus verständlich.

Bei geeigneter Implementierungsdarstellung von V bzw. $V_j^i(\alpha)$, etwa als Teilmengen von N , lassen sich die obigen Iterationen $v \in V$ und $s \in S$ als gewöhnliche Programmschleifen implementieren. Vorkommende Indizes wie etwa $k - 1 + q$ werden bei der Implementierung natürlich nur einmal berechnet und nicht bei jedem Auftreten, wie es hier zur besseren Übersicht aufgeschrieben ist.

In **Fig.5** ist eine Prozessoreinheit PRZE dargestellt. Die Prozessoreinheit PRZE umfaßt einen Prozessor CPU, einen Speicher SPE und eine Input/Output-Schnittstelle IOS, die über ein Interface IFC auf unterschiedliche Art und Weise genutzt wird: Über eine Grafikschnittstelle wird eine Ausgabe auf einem Monitor MON sichtbar und/oder auf einem Drucker PRT ausgegeben. Eine Eingabe erfolgt über eine Maus MAS oder eine Tastatur TAST. Auch verfügt die Prozessoreinheit PRZE über einen Datenbus BUS, der die Verbindung von einem Speicher MEM, dem Prozessor CPU und der Input/Output-Schnittstelle IOS gewährleistet. Weiterhin sind an den Datenbus BUS zusätzliche Komponenten anschließbar, z.B. zusätzlicher Speicher, Datenspeicher (Festplatte) oder Scanner.

Patentansprüche

1. Verfahren zur Decodierung eines vorgegebenen Codeworts,
 - (a) bei dem das Codewort mehrere Stellen mit unterschiedlichen Werten umfaßt;
 - (b) bei dem jede Stelle des Codeworts einem Soft-Output-Wert zugeordnet wird, indem die Zuordnung basierend auf einer Trellis-Darstellung erfolgt;
 - (c) bei dem durch die Zuordnung der einzelnen Stellen des Codeworts die Decodierung desselben bestimmt wird.
2. Verfahren nach Anspruch 1, bei dem die Berechnungsvorschrift für den Soft-Output-Wert für jede Stelle des Codeworts bestimmt ist durch

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{\sum_{c \in \Gamma^i(+1)} \exp \left(-\frac{(y-c)^T (y-c)}{2\sigma^2} \right)}{\sum_{c \in \Gamma^i(-1)} \exp \left(-\frac{(y-c)^T (y-c)}{2\sigma^2} \right)} \right), \quad \text{für } i = 1, \dots, K,$$

wobei

$L(U_i|y)$ ein Sicherheitsmaß (Soft-Output) für die i-te Stelle des zu bestimmenden Codeworts;

y ein zu decodierendes Demodulationsergebnis;

c ein Codewort;

$\Gamma^i(\pm 1)$ sämtliche Codewörter für $u_i = \pm 1$;

σ^2 eine Varianz (Kanalstörung)

bezeichnen.

3. Verfahren nach Anspruch 2, bei dem die Decodiervorschrift gelöst wird, indem eine Eigenschaft eines Faltungscodes ausgenutzt wird, aus der hervorgeht, daß entsprechend einer Schieberegisteroperation Zustände bestimmt werden, aus denen wiederum die Trellis-Darstellung hervorgeht.
4. Verfahren nach einem der vorhergehenden Ansprüche, bei dem die Trellis-Darstellung in vorgegebener Richtung bearbeitet wird, wobei ein Term \tilde{A}_m durch Abbildungen A_m rekursiv ermittelt wird.

5. Verfahren nach Anspruch 4,
bei dem Abbildungen B_m anhand der Trellis-Darstellung bestimmt werden, wobei die Trellis-Darstellung entgegen der vorgegebenen Richtung durchlaufen wird.
6. Verfahren nach einem der Ansprüche 4 oder 5,
bei dem Terme A_α^i ermittelt werden, indem die Trellis-Darstellung erneut durchlaufen wird, wobei die bereits ermittelten Terme A_m und B_m berücksichtigt werden.
7. Verfahren nach einem der Ansprüche 4 bis 6, bei dem der Term \tilde{A}_m bestimmt ist durch

$$\tilde{A}_m(E) = \sum_{s \in E} A_m(s), \quad \text{für } m \in \mathbb{N}$$

mit

$$A_m(s) = \mu_m(s) \sum_{t \in W(s, V_m)} A_{m-1}(t), \quad \text{für } m \in \mathbb{N}$$

und einem Startwert

$$A_0(s) = \begin{cases} 1 & : \text{für } s = s_0, \\ 0 & : \text{sonst.} \end{cases}$$

8. Verfahren nach einem der Ansprüche 5 bis 7,
bei dem der Term B_m bestimmt ist durch

$$B_m(s) = \mu_{Q-m+1}(s) \sum_{t \in T(s, V_{Q-m+2})} B_{m-1}(t), \quad \text{für } 1 \leq m \leq Q,$$

wobei zur Terminierung der Rekursion

$$B_0(s) = \begin{cases} 1 & : \text{für } s = s_0, \\ 0 & : \text{sonst} \end{cases}$$

bestimmt wird.

9. Verfahren nach einem der Ansprüche 6 bis 8,
bei dem die Terme A_α^i ermittelt werden durch folgende Beziehung

$$A_\alpha^i(y) = \sum_{s \in S} A_{j-1}(s) \sum_{t \in T(s, V_j^i(\alpha))} B_{Q-j+1}(t).$$

10. Verfahren nach Anspruch 9,
bei dem die K Stellen des Codeworts bestimmt werden gemäß

$$L(U_i|y) = \ln \left(\frac{A_{+1}^i(y)}{A_{-1}^i(y)} \right), \quad i = 1, \dots, K.$$

11. Verfahren nach einem der vorhergehenden Ansprüche,
zum Einsatz in einem Mobilfunknetz.
12. Verfahren nach Anspruch 11,
bei dem das Mobilfunknetz ein GSM-Netz ist.
13. Verfahren nach einem der vorhergehenden Ansprüche,
bei dem die Stellen des decodierten Codeworts in einer weiteren Decodierung einer binären Ergebnis, insbesondere einem Wert $+1$ oder einem Wert -1 zugeordnet werden, je nachdem welcher Wert näher am Ergebnis der ersten Decodierung liegt.
14. Anordnung zur Decodierung eines vorgegebenen Codeworts,
bei der eine Prozessoreinheit vorgesehen ist, die derart eingerichtet ist, daß
- (a) das Codewort mehrere Stellen mit unterschiedlichen Werten umfaßt;
 - (b) jede Stelle des Codeworts einem Soft-Output-Wert zuordenbar ist, indem die Zuordnung basierend auf einer Trellis-Darstellung erfolgt;
 - (c) durch die Zuordnung der einzelnen Stellen des Codeworts die Decodierung desselben bestimmbar ist.

Zusammenfassung

Verfahren und Anordnung zur Decodierung eines vorgegebenen Codeworts

Es wird ein Verfahren zur Decodierung eines vorgegebenen Codeworts angegeben, bei dem das Codewort mehrere Stellen mit unterschiedlichen Werten umfaßt. Eine Encodierung erfolgt dabei insbesondere mit einem terminierten Faltungscode. Jeder Stelle des Codeworts wird ein Sicherheitsmaß (Soft-Output) für einen wahrscheinlichsten Booleschen Wert zugeordnet, indem die Zuordnung basierend auf einer Trellis-Darstellung durchgeführt wird. Durch die Zuordnung der einzelnen Stellen des Codeworts wird die Decodierung desselben ermittelt.

FIG 1

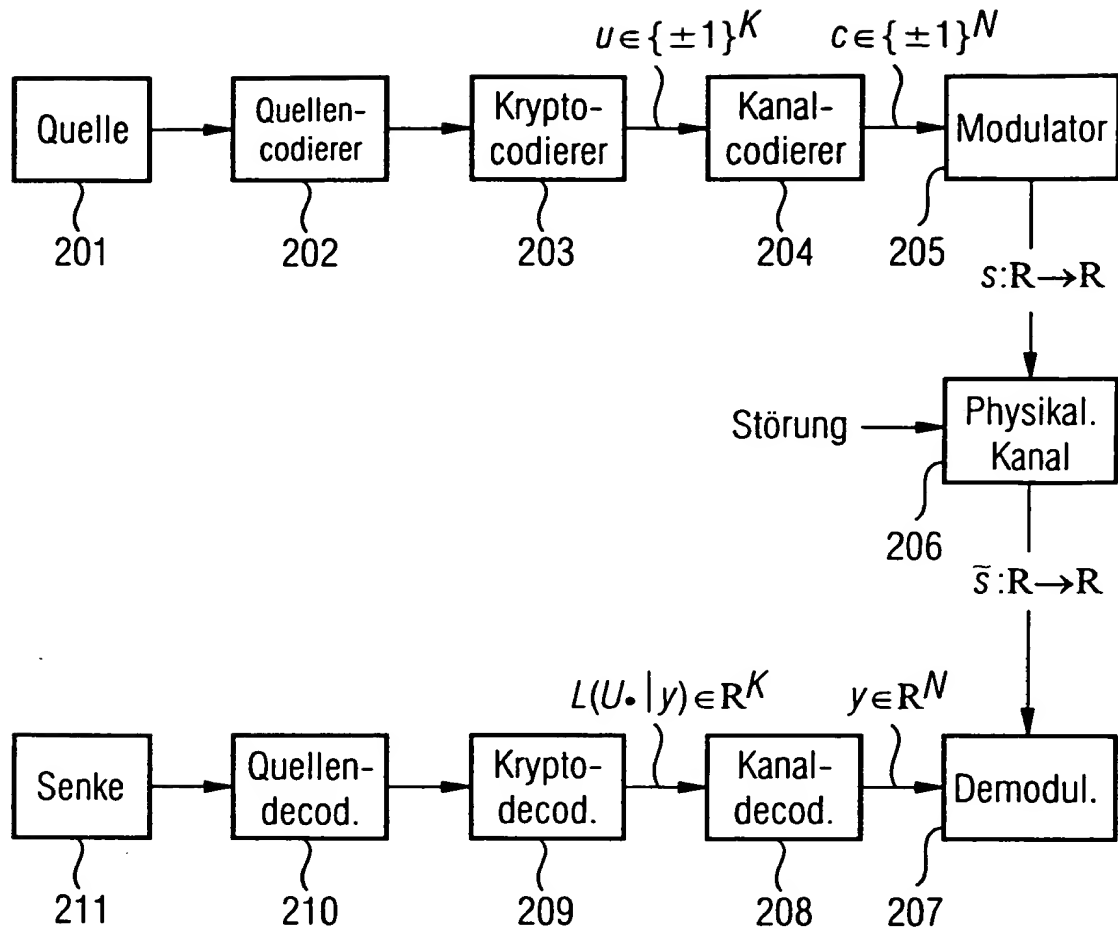


FIG 2

für $q = 1, \dots, Q$:

für $s \in S$:

$$\mu(s, q) := \exp \left(\frac{-1}{2\sigma^2} \Delta F_q(s) \right);$$

FIG 3

<u>für $s \in S$:</u>	<i>Vorbelegung</i>
$A(s,0) := 0; B(s,0) := 0;$	
$A(s,0) := 1; B(s_0,0) := 1;$	<i>Startzustand</i>
<u>für $q = 1, \dots, k$:</u>	<i>Terminierung</i>
<u>für $s \in S$:</u>	<i>Betrachtung aller Zustände</i>
$s^+ := T(s, v_0);$	<i>Nachfolgerzustand</i>
$B(s,q) := \mu(s, Q-(q-1))B(s^+, q-1);$	<i>Berechnung von B</i>
<u>für $q = 1, \dots, a-1$:</u>	<i>Fortschreiten im Trellis-Diagramm</i>
<u>für $s \in S$:</u>	<i>Betrachtung aller Zustände</i>
$A(s,q) := A(\hat{T}(v_0, s), q-1);$	<i>Vorbelegung von A</i>
$B(s, k+q) := B(T(s, v_0), k-1+q);$	<i>Vorbelegung von B</i>
<u>für $v \in V \setminus \{v_0\}$</u>	<i>Betrachtung aller Übergänge</i>
$A(s,q) := A(s,q) + A(\hat{T}(v, s), q-1);$	<i>Berechnung von A</i>
$B(s, k+q) := B(s, k+q) + B(T(s, v_0), k-1+q);$	<i>Berechnung von B</i>
$A(s,q) := \mu(s,q) \cdot A(s,q);$	<i>Berechnung von A</i>
$B(s, k+q) := \mu(s, a-q) \cdot B(s, k+q);$	<i>Berechnung von B</i>
<u>für $i = 1, \dots, a$:</u>	<i>Fortschreiten im Trellis-Diagramm</i>
$A_{+1}^i := 0; A_{-1}^i := 0;$	<i>Vorbelegung</i>
$j = 1 + [i/n];$	
<u>für $s \in S$:</u>	<i>Betrachtung aller Zustände</i>
<u>für $v \in V_j^i(+1)$:</u>	<i>Übergänge</i>
$A_{+1}^i := A_{+1}^i + A(s, j-1) \cdot B(T(s, v), Q-j+1);$	<i>Update von A_{+1}^i</i>
<u>für $v \in V_j^i(-1)$:</u>	<i>Übergänge</i>
$A_{-1}^i := A_{-1}^i + A(s, j-1) \cdot B(T(s, v), Q-j+1);$	<i>Update von A_{+1}^i</i>
$L(U_j y) := \ln(A_{+1}^i / A_{-1}^i);$	<i>i-ter Soft-Output</i>

FIG 4

<u>für $s \in S$:</u>	<i>Vorbelegung</i>
$A(s,0) := 0; B(s,0) := 0;$	
$A(s_0,0) := 1; B(s_0,0) := 1;$	<i>Startzustand</i>
<u>für $q = 1, \dots, k$:</u>	<i>Terminierung</i>
<u>für $s \in S$:</u>	<i>Betrachtung aller Zustände</i>
$s^+ := T(s, +1);$	<i>Nachfolgerzustand</i>
$B(s,q) := \mu(s, Q-(q-1))B(s^+, q-1);$	<i>Berechnung von B</i>
<u>für $q = 1, \dots, a-1$:</u>	<i>Fortschreiten im Trellis-Diagramm</i>
<u>für $s \in S$:</u>	<i>Betrachtung aller Zustände</i>
$t^+ := \hat{T}(+1, s); t^- := \hat{T}(-1, s);$	<i>Vorgängerzustände</i>
$s^+ := T(s, +1); s^- := T(s, -1);$	<i>Nachfolgerzustände</i>
$A(s,q) := \mu(s,q) \cdot (A(t^+, q-1) + A(t^-, q-1));$	<i>Berechnung von A</i>
$B(s, k+q) := \mu(s, a-q) \cdot (B(s^+, k-1+q) + B(s^-, k-1+q));$	<i>Berechnung von B</i>
<u>für $i = 1, \dots, a$:</u>	<i>Fortschreiten im Trellis-Diagramm</i>
$A_{+1}^i := 0; A_{-1}^i := 0;$	<i>Vorbelegung</i>
<u>für $s \in S$:</u>	<i>Betrachtung aller Zustände</i>
$s^+ := T(s, +1); s^- := T(s, -1);$	<i>Nachfolgerzustände</i>
$A_{+1}^i := A_{+1}^{i-1} + A(s, i-1) \cdot B(s^+, Q-i+1);$	<i>Update von A_{+1}^i</i>
$A_{-1}^i := A_{-1}^{i-1} + A(s, i-1) \cdot B(s^-, Q-i+1);$	<i>Update von A_{-1}^i</i>
$L(U_i y) := \ln(A_{+1}^i / A_{-1}^i);$	<i>i-ter Soft-Output</i>

FIG 5

